



PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 09-265479

(43)Date of publication of application : 07.10.1997

(51)Int.Cl.

G06F 17/30

(21)Application number : 08-075864

(71)Applicant : HITACHI LTD

(22)Date of filing : 29.03.1996

(72)Inventor : OHATA HIDEO
KIBO KIYOTAKA
IBE IKUYO
KIMURA TOMOKO
MASUISHI TETSUYA
YONEDA SHIGERU

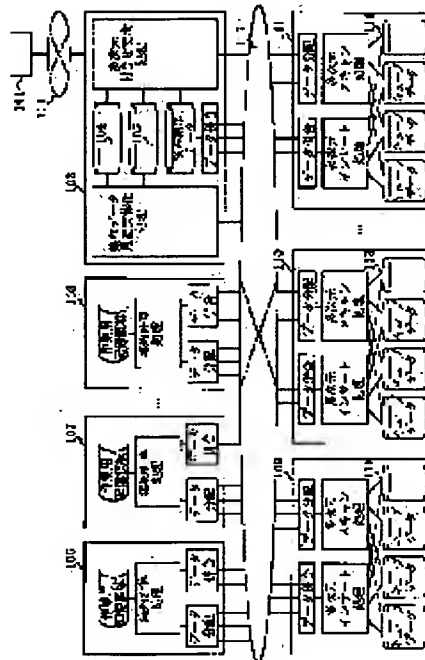
RECEIVED
FEB 04 2002
Group 2100

(54) MULTI-DIMENSIONAL DATA PROCESSING METHOD

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To quickly retrieve and summarize multi-dimensional(MD) data in an MD database management system.

SOLUTION: An MD inquiry request processing part in a processor 3 instructs respective MD scanning processing parts in respective processors to execute an inquiry from a client 101. Retrieved result cell data from respective MD scanning processing parts are collected to a data merging processing part in the processor 103 and returned to the client 101. A summarizing calculation processing part in the processor 3 instructs respective MD scanning processing parts in respective processors to execute processing in order to obtain summarized cell data. Respective scanning processing parts transfer scanned results to summarizing calculation processing parts through data merging parts. The summarizing calculation processing parts summarize the scanned results, prepare summarized cell data and distribute data to optional processors through respective data distribution parts to store the summarized results. Respective MD inserting parts in respective processors collect the summarized results through respective data merging parts and store the collected data in cube data parts.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision
of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's
decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2000 Japan Patent Office

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平9-265479

(43) 公開日 平成9年(1997)10月7日

(51) Int.Cl.⁶

G 0 6 F 17/30

識別記号

庁内整理番号

F I

G 0 6 F 15/401

15/40

技術表示箇所

3 2 0 Z

3 8 0 Z

審査請求 未請求 請求項の数15 O L (全 53 頁)

(21) 出願番号 特願平8-75864

(22) 出願日 平成8年(1996)3月29日

(71) 出願人 000005108

株式会社日立製作所

東京都千代田区神田駿河台四丁目6番地

(72) 発明者 大畑 秀雄

神奈川県川崎市幸区鹿島田890番地の12

株式会社日立製作所情報・通信開発本部内

(72) 発明者 木保 清隆

神奈川県川崎市幸区鹿島田890番地の12

株式会社日立製作所情報・通信開発本部内

(72) 発明者 井辺 育世

神奈川県川崎市幸区鹿島田890番地の12

株式会社日立製作所情報・通信開発本部内

(74) 代理人 弁理士 小川 勝男

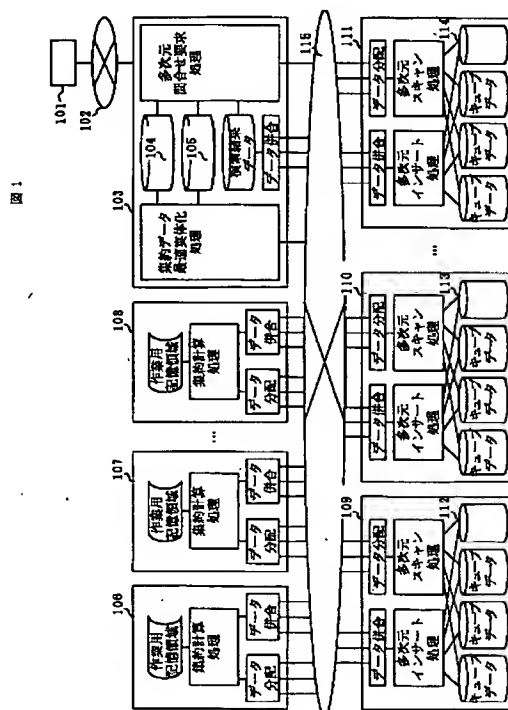
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 多次元データ処理方法

(57) 【要約】

【課題】 多次元データベース管理システムにおいて多次元データを高速に検索、集約する。

【解決手段】 多次元問合せ要求処理は、クライアント101からの問合せを各プロセサの多次元スキャン処理に実行指示する。各多次元スキャン処理の検索結果セルデータはプロセサ103のデータ併合処理に集められ、クライアントへ返却する。集約データ最適実体化処理は、集約セルデータを得るために各プロセサの各多次元スキャン処理に実行指示する。各スキャン処理はデータ併合を経由して集約計算処理にスキャン結果を転送する。集約計算処理はスキャン結果を集約計算して集約セルデータを作り、適切なプロセサのキューブデータに集約結果を格納するために、データ分配を経由して任意プロセサへデータ分配する。各プロセサの多次元インサート処理はデータ併合を経由して集約結果を集め、キューブデータに格納する。



【特許請求の範囲】

【請求項 1】複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置にデータを格納する方法であって、各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、

前記記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、

前記複数のページには、データと、該データに対応する次元メンバの組をコード表現した数値とを対にして格納し、

前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、

前記エントリは、ページを識別するページ ID の格納域を含み、前記各エントリに前記ページ ID で関連付けられた各ページには、データに対応する次元メンバの組中の各メンバを、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループで置き換えた組が、該エントリに対応する次元メンバグループの組と一致するデータを格納することを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項 2】複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置にデータを格納する方法であって、

各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、

各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、

前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセル ID とを対にして格納し、

前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、

前記エントリは、ページを識別するページ ID の格納域を含み、前記各エントリに前記ページ ID で関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納することの特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項 3】複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置にデー

タを格納する方法であって、

各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、

各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、

前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセル ID とを対にして格納し、

前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、

前記エントリは、ページを識別するページ ID の格納域を含み、前記各エントリに前記ページ ID で関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、セル ID でソートした順に連続配置することの特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項 4】複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置にデータを格納する方法であって、

各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、

各次元に属する複数のメンバを座標値が連続する単位でそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、該値から、該座標値のメンバと同じグループに属するメンバの座標値のうちの最小値を差し引いた値で置き換えた組を、該データの相対セル座標とし、

各データに、該データのブロック座標を数値コード化した値が上位桁部分、該データの相対セル座標を数値コード化した値が下位桁部分となるセル ID を割当て、

前記記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、

前記複数のページの本体部には、データと、該データのセル ID の下位桁部分とを対にして格納し、

前記複数のページのヘッダ部には、該ページの本体部に

格納されたデータのセルIDの上位桁部分を格納し、前記インデクスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、

前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、セルIDでソートした順に連続配置することを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項5】複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置にデータを格納する方法であって、

各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、

各次元に属する複数のメンバを座標値が連続する単位でそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、該値から、該座標値のメンバと同じグループに属するメンバの座標値のうちの最小値を差し引いた値で置き換えた組を、該データの相対セル座標とし、

前記記憶装置にインデクスを格納する領域と複数の第1種のページと複数の第2種のページを格納する領域を割当て、

前記複数の第1種のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、

前記複数の第2種のページには、データを格納し、前記インデクスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、

前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、

前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた第1種の各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、セルIDでソートした順に連続配置し、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた第2種の各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、相

対セル座標について入れ子順に線形配置することを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項6】複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、データ検索要求を処理する方法であって、

各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、

各次元に属する複数のメンバを座標値が連続する単位でそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記記憶装置にインデクスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、

前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、前記インデクスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、

前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、

前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、セルIDでソートした順に連続配置し、

データ検索要求があった場合、

データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲を割当て、前記各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応するメンバグループの一連の座標範囲を割当て、

各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応する各次元メンバ範囲座標値を前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標範囲に対応する範囲座標値に置き換えたブロック座標の組を検索要求の検索範囲とし、

検索要求で指定された多次元の参照順序に基づいてブロック座標の組を参照し、参照したブロック座標の組に対応する前記インデクスのエントリを計算しエントリに格納されているページIDに対応するページからブロック座標の組に対応する各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲と前記データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応するセルIDを持ったデータを検索し、かつ前記データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲によって決まるセルIDを用いて検索の開始位置をソートされたデータ

の連続配置位置から決めることを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項7】複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、データ検索要求を処理する方法であって、

各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、

各次元に属する複数のメンバを座標値が連続する単位でそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、該値から、該座標値のメンバと同じグループに属するメンバの座標値のうちの最小値を差し引いた値で置き換えた組を、該データの相対セル座標とし、

前記記憶装置にインデクスを格納する領域と複数の第1種のページと複数の第2種のページを格納する領域を割当て、

前記複数の第1種のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、

前記複数の第2種のページには、データを格納し、

前記インデクスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、

前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、

前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた第1種の各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、セルIDでソートした順に連続配置し、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた第2種の各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、相対セル座標について入れ子順に線形配置し、

データ検索要求があった場合、

データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲を割当て、前記各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応するメンバグループの一連の座標範囲を割当て、

各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応する各次元メンバ範囲座標値を前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標範囲に対応する範囲座標値に置き換えたブロック座標の組を検索要求の検索範囲と

し、

検索要求で指定された多次元の参照順序に基づいてブロック座標の組を参照し参照したブロック座標の組に対応する前記インデクスのエントリを計算しエントリに格納されているページIDに対応するページから前記第1種のページに関してブロック座標の組に対応する各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲と前記データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応するセルIDを持ったデータを検索し、かつ前記データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲によって決まるセルIDを用いて検索の開始位置をソートされたデータの連続配置位置から決める前記第2種のページに関してブロック座標の組に対応する各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲と前記データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に内包されるセルIDを持ったデータを検索し、かつ前記ブロック座標の組に対応する各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応して決まるセルIDを用いて入れ子順に線形配置したデータの検索開始位置を決めることを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項8】1つまたは複数のCPUと、1つまたは複数の並列読出し可能な記憶装置を含む複数の処理ノードを有し、複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、前記複数の記憶装置にデータを格納する方法であって、

各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、

各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記各処理ノードに含まれる各記憶装置に複数のページを格納する領域をそれぞれ割当て、ブロック座標空間で次元のある対角面に並行で、かつ、隣合う超平面上に位置する2つのデータが互いに異なる記憶装置のページに割当てられるようにデータを格納することを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項9】複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置に任意の元データを格納する方法であって、

複数の元データの複数のフィールドに対応する複数の次元の個々のメンバの元データ件数を数え上げ、

各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各次元に属する複数のメンバを座標値が連続する単位でそれぞれグループ分けし、前記グループ分けにおいてあ

る次元に属する複数のメンバの持つ元データ件数の総和と同じになるようにそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、前記記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、元データを読み、元データの複数のフィールドに対応する複数の次元の個々のメンバに対応するセル座標を数値コード化したセルIDと元データの上記複数次元に対応しないフィールドを対にしてデータを構成し、前記データを作業記憶領域に格納し、全ての元データに前記を適用し、前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記作業記憶領域中のデータに対してデータをセルIDをキーとしてソートし、作業領域のデータのセルIDに対応する複数の次元の座標値に対応する前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組に対応する前記インデックスのエントリを計算し、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページに作業領域から取り出したデータを格納し、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納することを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項10】複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータ集約要求を処理する方法であって、各次元のメンバに、同一の上位メンバをもつものどうしで値が連続するように、それぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、2次記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、データ集約要求があった場合、1次記憶装置に集約計算の中間結果を格納する領域を割当て、集約する1つまたは複数の次元のメンバグループの座標値を任意の次元について優先的に順次変化させ、集約計算の演算対象となるデータのメンバグループの組合せを決定し、前記インデックスの前記メンバグループの組合せに対応するエントリのページIDで識別されるページを

配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、データ集約要求があった場合、

1次記憶装置に集約計算の中間結果を格納する領域を割当て、集約計算の演算対象となる一連のデータを格納するページを順次、1次記憶装置に読込ながら、前記中間結果格納領域のデータに集約することにより、集約計算の最終結果を得ることを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項11】複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータ集約要求を処理する方法であって、各次元のメンバに、同一の上位メンバをもつものどうしで値が連続するように、それぞれ一連の座標値を割当て、

各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、

各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、

2次記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、

前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、

前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、

前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、

前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、

データ集約要求があった場合、

1次記憶装置に集約計算の中間結果を格納する領域を割当て、

集約する1つまたは複数の次元のメンバグループの座標値を任意の次元について優先的に順次変化させ、集約計算の演算対象となるデータのメンバグループの組合せを決定し、前記インデックスの前記メンバグループの組合せに対応するエントリのページIDで識別されるページを

順次、1 次記憶装置に読み込みながら、前記中間結果格納領域のデータに集約することにより、集約計算の最終結果を得ることを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項 1 2】1 つまたは複数の CPU と、1 つまたは複数の並列読出し可能な記憶装置を含む複数の処理ノードを有し、

複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、

該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、

各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータ集約要求を処理する方法であって、

各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、

各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、

前記各処理ノードに含まれる 2 次記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域をそれぞれ割当て、

前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセル ID とを対にして格納し、

前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、

前記エントリは、ページを識別するページ ID の格納域を含み、

前記各エントリに前記ページ ID で関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、

データ集約要求があった場合、

前記各処理ノードに含まれる 1 次記憶装置に集約計算の中間結果を格納する領域を割当て、

前記各処理ノードに含まれる各記憶装置から集約計算の演算対象となる一連のデータを格納するページを順次、該処理ノードに含まれる 1 次記憶装置に読み込みながら、前記中間結果格納領域のデータに集約し、前記各中間結果格納領域のデータを併合することで、集約計算の最終結果を得ることを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項 1 3】1 つまたは複数の CPU と、1 つまたは複数の並列読出し可能な記憶装置を含む複数の処理ノードを有し、

各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータ集約要求を処理する方法であって、

各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、

各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、

前記各処理ノードに含まれる 2 次記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域をそれぞれ割当て、

前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセル ID とを対にして格納し、

前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、

前記エントリは、ページを識別するページ ID の格納域を含み、

前記各エントリに前記ページ ID で関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、

データ集約要求があった場合、

前記各処理ノードに含まれる 1 次記憶装置に集約計算の中間結果を格納する領域を割当て、

集約する 1 つまたは複数の次元のメンバグループの座標値を任意の次元について優先的に順次変化させ、集約計算の演算対象となるデータのメンバグループの組合せを決定し、前記各処理ノードに含まれる各記憶装置から前記インデックスの前記メンバグループの組合せに対応するエントリのページ ID で識別されるページを順次、1 次記憶装置に読み込みながら、前記中間結果格納領域のデータに集約し、前記各中間結果格納領域のデータを併合することで、集約計算の最終結果を得ることを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項 1 4】1 つまたは複数の CPU と、1 つまたは複数の並列読出し可能な記憶装置を含む複数の処理ノードを有し、

複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、

該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、

各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータ集約要求を処理する方法であって、

各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、

各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、

各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記各処理ノードに含まれる 2 次記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域をそれぞれ割当て、

ブロック座標空間で次元のある対角面に平行で、かつ、隣合う超平面上に位置する 2 つのデータを互いに異なる記憶装置のページに割当て、

同一記憶装置に割当てられる対角面上の一連のデータが記憶装置の連続するページに割当てられるようにデータを格納し、

前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセル ID とを対にして格納し、

前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、

前記エントリは、ページを識別するページ ID の格納域を含み、

前記各エントリに前記ページ ID で関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、

データ集約要求があった場合、

前記各処理ノードに含まれる 1 次記憶装置に集約計算の中間結果を格納する領域を割当て、

前記 1 次記憶装置の領域に同時に格納できる集約計算結果のブロック座標空間内の範囲を決定し、

ブロック座標空間の対角面上の一連のデータを連続的に読み出す順にメンバグループの組合せを求め、

前記各処理ノードに含まれる各記憶装置から前記インデックスの前記メンバグループの組合せに対応するエントリのページ ID で識別されるページを順次、1 次記憶装置に読み込みながら、前記中間結果格納領域のデータに集約し、前記各中間結果格納領域のデータを併合することで、集約計算の最終結果を得ることを特徴とする多次元データ処理方法。

【請求項 15】複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、

該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、

事前に集約計算を実行して格納する対象のデータを決定し、格納する方法であって、

一部分の集約計算処理を事前に実行し、

前記集約計算処理によって生成されるデータの集合を記憶装置に格納し、

前記格納したデータ、または、各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータの集約要求を受けて生成するデータの参照頻度を監視し、

前記参照頻度の分布から記憶装置に格納するデータの集

合を更新する契機を判定し、

前記参照頻度を各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータの重みとして事前に集約計算を実行して格納する対象のデータを決定し、

前記決定したデータを生成するためのデータ集約要求が発行された場合にデータ集約処理を実行し、前記決定したデータを記憶装置に格納することを特徴とする多次元データ処理方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、データベース管理システムに係り、とくに多次元データを高速に検索、集約するのに好適な多次元データ処理方法に関する。

【0002】

【従来の技術】多次元データの分析の効率化を目標とする多次元データベース管理システムは、次元のメンバの自由な組合せで指定されたデータを検索する機能（スライス機能）と、さまざまな次元方向についてさまざまな詳細レベルでデータを集約する機能を、データ演算の基本機能として提供する。これら機能の高速処理のために、従来、以下のような技術が用いられてきた。

【0003】多次元データ検索に向けたデータの格納方法として、計算機言語の配列データのメモリ配置方法にならって、データを次元座標の入れ子順に線形配置する方法、多次元のデータ空間を有効な値をもつデータが粗に分布する部分空間と密に分布する空間の直積に分けられると仮定して、後者の部分空間のうち空でないものについてのみ記憶域を割当て、前者の部分空間に対応するポイント配列で前記記憶域をポイントする方法（米国特許番号 05359724）、リレーショナルモデルのレコードデータの各属性を次元と考え、この次元で構成されるデータ空間を直方体状のブロックに分割し、同一ブロックに属するレコードを格納するページを割当て、ブロックの座標とページの対応を記録するインデックスを作成するグリッドファイル方式（Nievergelt, J., et al., *The Grid File: An Adaptable, Symmetric Multik ey File Structure*, ACM Transactions on Database Systems, vol.9, no.1, pp.38-71, 1984.）がある。

【0004】データ検索は、並列処理の適用によっても高速化できる。この場合、並列読出し可能な複数の記憶装置に、データをどう割振って格納するかということが問題になる。リレーショナルデータベース管理システムでは、ラウンドロビン分割、ハッシュ分割、レンジ分割等の方法が用いられている（DeWitt, D., et al., *The Gamma Database Machine Project*, IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering, vol.2, no.1, pp.44-63, 1990.）。

【0005】多次元データベース管理システムにおけるデータ集約の代表的な高速化手法は、データベースにデータを読み込む際に集約計算を済ませ結果を保存（実体

化)するという方法である(Pendse, N., and Creeth, R.F., *The OLAP Report*, pp.69-77, Business Intelligence, 1995.)。集約要求があったときは、実体化してある集約データを読み出すだけでよい。しかし、多次元の素データをさまざまに集約して得られる集約データの総量は、次元の増大や集約の詳細レベルを決める次元階層の増大とともに組合せ爆発を起こすことが知られており(前掲書)、考えられる集約データをすべて実体化することは、大規模なデータベースでは不可能になる。この問題に対処するため、性能劣化を最小限に抑えながら、実体化対象とする集約データを制限する方法(Harinanarayan, V., et al., *Implementing Data Cubes Efficiently*, Submitted for publication, also available from <http://www-db.stanford.edu/pub/harinanarayan/1995/cube.ps>.)も提案されている。

【0006】リレーショナルデータベース管理システムで集約計算を行うときの代表的な手順は、集約するテーブルのレコードをデータベースから読出し、集約計算の演算対象となる一連のレコードが連続した並びとなるようソートし、ソートしたレコードに対し逐次、集約計算を行うというものである。この方法は、データ読出し、ソート、集約計算という処理の流れに、並列処理を適用することで高速化が可能である。

【0007】

【発明が解決しようとする課題】多次元データの検索の高速化は、検索対象データの格納位置の決定の高速化と、データの見かけ上の読出し速度の高速化、並列処理の適用による高速化とに分けて考えることができる。データ読出し速度の高速化には、ページ当りのデータ読出し効率やページバッファリングの効率が影響し、これらはさらに、関連データがどれだけかたまって同一ページに格納されるかというクラスタリングの影響や、多次元のデータ空間に粗に分布する有効データを圧縮してページに割当ての際の圧縮率の影響を受ける。また、多次元データの集約の高速化の問題は、実体化する集約データの範囲を適切に管理する問題と、実体化されていない集約データが要求された時に集約計算を高速に処理する問題とに分けて考えることができる。

【0008】多次元データを単に線形配置するデータ格納方法は、データを格納したページを決定するページアドレッシングをデータの多次元座標の計算で処理できるという利点がある反面、粗データの圧縮が効果がない、データ空間で隣接するデータどうしの物理的な配置距離が次元方向によって大きく偏る、すなわちクラスタリングに偏りがある等の問題がある。米国特許番号05359724のデータ格納方法は、アドレッシングの容易性と粗データの圧縮格納を両立するという利点があるが、次元の粗密への分類が明瞭でないという問題がある。グリッドファイルによるデータ格納方法は、アドレッシングの容易

性、粗データの圧縮格納、クラスタリングに次元の偏りがない等の利点があるが、多次元データモデルを前提に考案されたものでないことから、次元情報を含むレコード全体を格納単位とするため、ページのデータ格納効率を悪くするという問題がある。

【0009】ラウンドロビン分割、ハッシュ分割、レンジ分割等の並列処理向けのデータ分割格納方法は、単純な巡回割当て、または単一のキー値を使った割当てを行うものであり、多次元データの特性を生かしたものとなっていない。

【0010】データ読出し・ソート・集約計算手順によるデータ集約方法は、データ量が多い場合、ソート処理でディスク等2次記憶装置を使うため、これが性能向上の阻害要因となっている。

【0011】集約データの最適実体化方式は、実体化による集約要求処理の高速化と、集約データ総量の組合せ爆発の抑制をうまく両立させているが、集約データごとの要求頻度の違いや、頻度の時間的な変化については十分配慮されていない。

【0012】本発明の目的は、以上指摘した従来技術の欠点、弱点を解消することにより、多次元データ分析向けデータベース管理システムの基本機能である多次元データの検索機能(スライス機能)と集約機能を高速化する多次元データ処理方法を提供することにある。

【0013】

【課題を解決するための手段】上記目的は、以下の手順により達成される。

1) 複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置にデータを格納する方法であって、各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、前記記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、前記複数のページには、データと、該データに対応する次元メンバの組をコード表現した数値とを対にして格納し、前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDに関連付けられた各ページには、データに対応する次元メンバの組中の各メンバを、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループで置き換えた組が、該エントリに対応する次元メンバグループの組と一致するデータを格納する過程。

【0014】2) 複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置にデータを格納する方法であって、各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メン

バグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記記憶装置にインデクスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、前記インデクスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納する過程。

【0015】3) 複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置にデータを格納する方法であって、各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記記憶装置にインデクスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、前記インデクスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、セルIDでソートした順に連続配置する過程。

【0016】4) 複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置にデータを格納する方法であって、各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバを座標値が連続する単位でそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、各データのセル座標中の各次元メンバ座標

値を、該値から、該座標値のメンバと同じグループに属するメンバの座標値のうちの最小値を差し引いた値で置き換えた組を、該データの相対セル座標とし、各データに、該データのブロック座標を数値コード化した値が上位桁部分、該データの相対セル座標を数値コード化した値が下位桁部分となるセルIDを割当て、前記記憶装置にインデクスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、前記複数のページの本体部には、データと、該データのセルIDの下位桁部分とを対にして格納し、前記複数のページのヘッダ部には、該ページの本体部に格納されたデータのセルIDの上位桁部分を格納し、前記インデクスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、セルIDでソートした順に連続配置する過程。

【0017】5) 複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置にデータを格納する方法であって、各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバを座標値が連続する単位でそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、該値から、該座標値のメンバと同じグループに属するメンバの座標値のうちの最小値を差し引いた値で置き換えた組を、該データの相対セル座標とし、前記記憶装置にインデクスを格納する領域と複数の第1種のページと複数の第2種のページを格納する領域を割当て、前記複数の第1種のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、前記複数の第2種のページには、データを格納し、前記インデクスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた第1種の各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、セルIDでソートした順に連続配置し、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた第2種の各ページには、

該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、相対セル座標について入れ子順に線形配置する過程。

【0018】6) 複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、データ検索要求を処理する方法であって、各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバを座標値が連続する単位でそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、セルIDでソートした順に連続配置し、データ検索要求があった場合、データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲を割当て、前記各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応するメンバグループの一連の座標範囲を割当て、各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応する各次元メンバ範囲座標値を前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標範囲に対応する範囲座標値に置き換えたブロック座標の組を検索要求の検索範囲とし、検索要求で指定された多次元の参照順序に基づいてブロック座標の組を参照し、参照したブロック座標の組に対応する前記インデックスのエントリを計算しエントリに格納されているページIDに対応するページからブロック座標の組に対応する各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲と前記データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応するセルIDを持ったデータを検索し、かつ、前記データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲によって決まるセルIDを用いて検索の開始位置をソートされたデータの連続配置位置から決める過程。

【0019】7) 複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、データ検索要求を処理する方法であって、各次元のメンバにそれぞ

れ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバを座標値が連続する単位でそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、該値から、該座標値のメンバと同じグループに属するメンバの座標値のうちの最小値を差し引いた値で置き換えた組を、該データの相対セル座標とし、前記記憶装置にインデックスを格納する領域と複数の第1種のページと複数の第2種のページを格納する領域を割当て、前記複数の第1種のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、前記複数の第2種のページには、データを格納し、前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた第1種の各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、セルIDでソートした順に連続配置し、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた第2種の各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、かつ、該データのページ中の格納位置は、相対セル座標について入れ子順に線形配置し、データ検索要求があった場合、データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲を割当て、前記各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応するメンバグループの一連の座標範囲を割当て、各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応する各次元メンバ範囲座標値を前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標範囲に対応する範囲座標値に置き換えたブロック座標の組を検索要求の検索範囲とし、検索要求で指定された多次元の参照順序に基づいてブロック座標の組を参照し参照したブロック座標の組に対応する前記インデックスのエントリを計算しエントリに格納されているページIDに対応するページから前記第1種のページに関してブロック座標の組に対応する各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲と前記データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応するセルIDを持ったデータを検索し、かつ、前記データ検索要求に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲によって決まるセルIDを用いて検索の開始位置をソートされたデータの連続配置位置から決める前記第2種のページに関してブロック座標の組に対応する各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲と前記データ検索要求

に指定された各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に内包されるセルIDを持ったデータを検索し、かつ、前記ブロック座標の組に対応する各次元のメンバ範囲に対応する座標範囲に対応して決まるセルIDを用いて入れ子順に線形配置したデータの検索開始位置を決める過程。

【0020】8) 1つまたは複数のCPUと、1つまたは複数の並列読出し可能な複数の記憶装置を含む処理ノードを有し、複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、前記複数の記憶装置にデータを格納する方法であって、各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記各処理ノードに含まれる各記憶装置に複数のページを格納する領域をそれぞれ割当て、ブロック座標空間で次元のある対角面に並行で、かつ、隣合う超平面上に位置する2つのデータが互いに異なる記憶装置のページに割当てられるようにデータを格納する過程。

【0021】9) 複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、記憶装置に任意の元データを格納する方法であって、複数の元データの複数のフィールドに対応する複数の次元の個々のメンバの元データ件数を数え上げ、各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各次元に属する複数のメンバを座標値が連続する単位でそれぞれグループ分けし、前記グループ分けにおいてある次元に属する複数のメンバの持つ元データ件数の総和が同じになるようにそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、前記記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、元データを読み、元データの複数のフィールドに対応する複数の次元の個々のメンバに対応するセル座標を数値コード化したセルIDと元データの上記複数次元に対応しないフィールドを対にしてデータを構成し、前記データを作業記憶領域に格納し、全ての元データに前記を適用し、前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記作業記憶領域中のデータに対してデータをセルIDをキーとしてソートし、作業領域のデータのセルIDに対応する複数の次元の座標値に対応する前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループ

の座標値で置き換えた組に対応する前記インデックスのエントリを計算し、前記各エントリに前記ページIDに関連付けられた各ページに作業領域から取り出したデータを格納し、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納する過程。

【0022】10) 複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータ集約要求を処理する方法であって、各次元のメンバに、同一の上位メンバをもつものどうして値が連続するように、それぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、2次記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDに関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、データ集約要求があった場合、1次記憶装置に集約計算の中間結果を格納する領域を割当て、集約計算の演算対象となる一連のデータを格納するページを順次、1次記憶装置に読込ながら、前記中間結果格納領域のデータに集約することにより、集約計算の最終結果を得る過程。

【0023】11) 複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータ集約要求を処理する方法であって、各次元のメンバに、同一の上位メンバをもつものどうして値が連続するように、それぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、2次記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域を割当て、前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDと

を対にして格納し、前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、データ集約要求があった場合、1次記憶装置に集約計算の中間結果を格納する領域を割当て、集約する1つまたは複数の次元のメンバグループの座標値を任意の次元について優先的に順次変化させ、集約計算の演算対象となるデータのメンバグループの組合せを決定し、前記インデックスの前記メンバグループの組合せに対応するエントリのページIDで識別されるページを順次、1次記憶装置に読み込みながら、前記中間結果格納領域のデータに集約することにより、集約計算の最終結果を得る過程。

【0024】12) 1つまたは複数のCPUと、1つまたは複数の並列読出し可能な複数の記憶装置を含む処理ノードを有し、複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータ集約要求を処理する方法であって、各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記各処理ノードに含まれる2次記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域をそれぞれ割当て、前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、データ集約要求があった場合、前記各処理ノードに含まれる1次記憶装置に集約計算の中間結果を格納する領域を割当て、前記各処理ノードに含まれる各記憶装置から集約計算の演算対象となる一連のデータを格納するページを順次、該処理ノードに含まれる1次記憶装置に読み込みながら、前記中間結果格納領域のデータに集約し、前記各中間結果格納領域のデータを併合することで、集約計算の最終結果を得る過程。

【0025】13) 1つまたは複数のCPUと、1つまたは並列読出し可能な複数の記憶装置を含む複数の処理ノードを有し、複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータ集約要求を処理する方法であって、各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記各処理ノードに含まれる2次記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域をそれぞれ割当て、前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDで関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、データ集約要求があった場合、前記各処理ノードに含まれる1次記憶装置に集約計算の中間結果を格納する領域を割当て、集約する1つまたは複数の次元のメンバグループの座標値を任意の次元について優先的に順次変化させ、集約計算の演算対象となるデータのメンバグループの組合せを決定し、前記各処理ノードに含まれる各記憶装置から前記インデックスの前記メンバグループの組合せに対応するエントリのページIDで識別されるページを順次、1次記憶装置に読み込みながら、前記中間結果格納領域のデータに集約し、前記各中間結果格納領域のデータを併合することで、集約計算の最終結果を得る過程。

【0026】14) 1つまたは複数のCPUと、1つまたは複数の並列読出し可能な複数の記憶装置を含む処理ノードを有し、複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータ集約要求を処理する方法であって、各次元のメンバにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データに対応する次元メンバの座標値の組を該データのセル座標とし、各次元に属する複数のメンバをそれぞれグループ分けし、該メンバグループにそれぞれ一連の座標値を割当て、各データのセル座標中の各次元メンバ座標値を、前記グループ分けで対応づけられた次元メンバグループの座標値で置き換えた組を、該データのブロック座標とし、前記各処理ノードに

含まれる2次元記憶装置にインデックスを格納する領域と複数のページを格納する領域をそれぞれ割当て、ブロック座標空間で次元のある対角面に平行で、かつ、隣合う超平面上に位置する2つのデータを互いに異なる記憶装置のページに割当て、同一記憶装置に割当てられる対角面上の一連のデータが記憶装置の連続するページに割当てられるようにデータを格納し、前記複数のページには、データと、該データのセル座標を数値コード化したセルIDとを対にして格納し、前記インデックスは、次元のメンバグループの各組合せにそれぞれ対応するエントリで構成し、かつ、エントリは対応するブロック座標について入れ子順になるよう線形配置し、前記エントリは、ページを識別するページIDの格納域を含み、前記各エントリに前記ページIDに関連付けられた各ページには、該エントリに対応するブロック座標と同一のブロック座標をもつデータを格納し、データ集約要求があった場合、前記各処理ノードに含まれる1次元記憶装置に集約計算の中間結果を格納する領域を割当て、前記1次元記憶装置の領域に同時に格納できる集約計算結果のブロック座標空間内の範囲を決定し、ブロック座標空間の対角面上の一連のデータを連続的に読み出す順にメンバグループの組合せを求め、前記各処理ノードに含まれる各記憶装置から前記インデックスの前記メンバグループの組合せに対応するエントリのページIDで識別されるページを順次、1次元記憶装置に読み込みながら、前記中間結果格納領域のデータに集約し、前記各中間結果格納領域のデータを併合することで、集約計算の最終結果を得る過程。

【0027】15) 複数の次元のメンバの組合せで識別されるデータを記憶し、該データに関する問合せ要求を処理するデータベース管理システムにおいて、事前に集約計算を実行して格納する対象のデータを決定し、格納する方法であって、一部分の集約計算処理を事前に実行し、前記集約計算処理によって生成されるデータの集合を記憶装置に格納し、前記格納したデータ、または、各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータの集約要求を受けて生成するデータの参照頻度を監視し、前記参照頻度の分布から記憶装置に格納するデータの集合を更新する契機を判定し、前記参照頻度を各次元がもつメンバの階層構造をもとに規定されるデータの重みとして事前に集約計算を実行して格納する対象のデータを決定し、前記決定したデータを生成するためのデータ集約要求が発行された場合にデータ集約処理を実行し、前記決定したデータを記憶装置に格納する過程。

【0028】

【発明の実施の形態】図1は、本発明の一実施例である多次元データベース管理システムの処理ブロック構成を示す図である。

【0029】多次元問合せ処理は、クライアントからの問合せを各プロセサに対して実行指示し、各プロセサからの結果を記録、クライアントからの要求により検索結

果を返却する。集約データ最適実体処理は、最適な集約データの実体化対象を選択すると共に、実体化されていない集約データ生成の生成指示を行う。多次元スキャン処理はキューブデータを検索する。多次元インサート処理はキューブデータにセルデータを追加する。集約計算処理は複数のセルデータを集約し集約セルデータ化する。データ併合は複数のプロセサの任意処理から転送されるセルデータを任意の順序に基づいて併合する処理である。データ分配はセルデータ内容に基づいて、セルデータを任意のプロセサの任意処理へ転送する。

【0030】クライアント101はWAN/LAN102を経由して多次元データベース管理システムと接続する。プロセサ103及び106から111は相互結合ネットワーク115で接続する。104は多次元データベース管理情報である。105及び112から114は多次元ブロックインデックスである。

【0031】クライアント101から要求される問合せは多次元問合せ要求処理で処理される。多次元問合せ要求処理は問合せを各プロセサ（プロセサ106から111）に存在する多次元スキャン処理に転送する。多次元スキャン処理は問合せを満足するセルデータをキューブデータから検索する。個々のプロセサに存在する多次元スキャン処理の結果はデータ分配を経由せず、プロセサ103に存在するデータ併合によって併合し、併合結果を検索結果データとして記録する。検索結果データはクライアント101の参照要求によりWAN/LAN102を経由してクライアント101に返却する。集約データ最適実体化処理は最適な集約キューブデータを選択、要求時実体化処理を制御する。要求時実体化処理が要求されると、多次元スキャン処理は集約対象セルデータを検索して、集約計算処理を行う各プロセサ（プロセサ106から111）へデータ分配する。集約計算処理は各多次元スキャン処理から転送されるセルデータに対して集約計算を行い集約結果としてのセルデータを生成する。集約結果セルデータは適切なプロセサのキューブデータに格納するためにデータ分配を経由して任意プロセサへ集約結果セルデータを分配する。各プロセサ（プロセサ106から111）は各集約計算処理からデータ分配されたセルデータをデータ併合し、多次元インサート処理を経由してキューブデータに記録する。

【0032】図2は、多次元データベースにおけるデータモデル定義形式を示す図である。多次元データベースを定義するには、モデル名201、次元名202、次元メンバ名203、変数名204、及び集約関数名205を定義する。

【0033】201は、モデルの名称を定義する文である。モデルは多次元データベースの論理的な構造を表現したものである。202は、モデルの次元を定義する文である。モデルの次元はデータの集まりを分類する観点を表現したものであり、その次元を構成するメンバ（次

元メンバ)から構成される。データの集まりはセル単位で分類される。203は、次元メンバの階層関係を定義する文である。この定義文は、＜親メンバ名＞で指定された次元メンバの下位のメンバが、＜子メンバ名＞のリストで指定された次元メンバで構成される事を意味する。

【0034】204は変数を定義する文である。変数は複数のデータから構成され、前記セルは、変数からなり、＜変数名＞で指定された変数のデータ型が＜データ型名＞であることを意味する。205はデータモデルで用いる集約計算の関数を定義する文である。下位メンバのセル値を集約して上位メンバの値を求める際、＜集約関数名＞で指定された関数を使って集約値を計算することを意味する。

【0035】図3は、多次元データベースの具体的なデータモデル定義例を示す図である。この例はある会社のプロセサ売り上げ分析301を想定したものであり、「商品」、「マーケット」、「期間」の3次元302を持つ。変数は売上予算319及び売上実算320である。データの集約計算321は、各次元毎に売り上げデータを合計することにより行う。各次元の次元階層は図4（「商品」の次元階層）、図5（「マーケット」の次元階層）、図6（「期間」の次元階層）に示す。

【0036】次元「商品」の下には、商品の分類である「PC」、「WS」が階層として定義されている(303)。

【0037】「PC」の下にはPCの分類である「デスクトップ」、「ノートPC」、「PCサーバ」が階層として定義されている(304)。「WS」の下にはWSの機種である「3050」、「3500」が階層として定義されている(308)。

【0038】「デスクトップ」の下にはデスクトップ機種である「DM1」、「DS1」が階層として定義されている(305)。「ノートPC」の下にはノートPC機種である「ND1」、「NS1」が階層として定義されている(306)。「PCサーバ」の下にはPCサーバ機種である「3100LP」、「3100SP」が階層として定義されている(307)。

【0039】次元「マーケット」の下には、マーケットの分類である「関東」、「関西」が階層として定義されている(309)。「関東」の下には「東京」、「千葉」、「神奈川」が階層として定義されている(310)。「関西」の下には「大阪」、「兵庫」、「京都」が階層として定義されている(311)。

【0040】次元「期間」の下には、「94年度」、「95年度」が階層として定義されている(312)。「94年度」の下には「94年度上期」、「94年度下期」が階層として定義されている(313)。「94年度上期」の下には上期の各月である「94年4月」から「94年9月」が階層として定義されている(31

4)。「94年度下期」の下には下期の各月である「94年10月」から「95年3月」が階層として定義されている(315)。

【0041】同様に「95年度」の下には「95年度上期」、「95年度下期」が階層として定義されている(316)。「95年度上期」の下には「95年4月」から「95年9月」が階層として定義されている(317)。「95年度下期」の下には「95年10月」から「96年3月」が階層として定義されている(318)。

【0042】図7は、図3の多次元データベースの素データを論理的な空間として表した図である。元データを多次元データベースに格納したものが素データキューブである。この図では左右軸が「期間」、上下軸が「マーケット」、奥行き軸が「商品」である。特定の次元のあるメンバを選択すると、素データを、選択された軸に沿って取り出すことができる。データベースの次元毎にメンバを一つ選択すると、選択された各次元のメンバ値が交差する箇所のデータを取り出すことができる。

【0043】図8は、図7の素データと各次元の集約データを論理的な空間として表した図である。この図では801が素データである。集約データは、集約する次元軸に沿って、集約される。

【0044】このデータを「期間」の次元で集約していくと、805が「94年度上期」、「94年度下期」、「95年度上期」、「95年度下期」で集約したデータ、809が「94年度」、「95年度」で集約したデータ、813が「期間」で集約したデータである。

【0045】素データを「商品」の次元で集約していくと、802が「デスクトップ」、「ノートPC」、「PCサーバ」で集約したデータ、803が「PC」、「WS」で集約したデータ、804が「商品」で集約したデータである。

【0046】805の集約データを「商品」の次元で集約していくと、806が素データを「94年度上期」、「94年度下期」、「95年度上期」、「95年度下期」と「デスクトップ」、「ノートPC」、「PCサーバ」で集約したデータ、807が素データを「94年度上期」、「94年度下期」、「95年度上期」、「95年度下期」と「PC」、「WS」で集約したデータ、808が素データを「94年度上期」、「94年度下期」、「95年度上期」、「95年度下期」と「商品」で集約したデータである。

【0047】809の集約データを「商品」の次元で集約していくと、810が素データを「94年度」、「95年度」と「デスクトップ」、「ノートPC」、「PCサーバ」で集約したデータ、811が素データを「94年度」、「95年度」と「PC」、「WS」で集約したデータ、812が素データを「期間」と「商品」で集約したデータである。

【0048】813の集約データを「商品」の次元で集約していくと、814が素データを「期間」と「デスクトップ」、「ノートPC」、「PCサーバ」で集約したデータ、815が素データを「期間」と「PC」、「WS」で集約したデータ、816が素データを「期間」と「商品」で集約したデータである。

【0049】804の集約データを「マーケット」の次元で集約していくと、817が「商品」と「関東」、「関西」で集約したデータ、818が「商品」と「マーケット」で集約したデータである。

【0050】808の集約データを「マーケット」の次元で集約していくと、819が「94年度上期」、「94年度下期」、「95年度上期」、「95年度下期」、「商品」と「関東」、「関西」で集約したデータ、820が「94年度上期」、「94年度下期」、「95年度上期」、「95年度下期」、「商品」と「マーケット」で集約したデータである。

【0051】812の集約データを「マーケット」の次元で集約していくと、821が「94年度」、「95年度」、「商品」と「関東」、「関西」で集約したデータ、822が「94年度」、「95年度」、「商品」と「マーケット」で集約したデータである。

【0052】813の集約データを「マーケット」の次元で集約していくと、825が「期間」、「商品」と「関東」、「関西」で集約したデータ、826が「期間」、「商品」と「マーケット」で集約したデータである。

【0053】814の集約データを「マーケット」の次元で集約していくと、827が「期間」、「デスクトップ」、「ノートPC」、「PCサーバ」と「関東」、「関西」で集約したデータ、828が「期間」、「デスクトップ」、「ノートPC」、「PCサーバ」と「マーケット」で集約したデータである。

【0054】815の集約データを「マーケット」の次元で集約していくと、829が「期間」、「PC」、「WS」と「関東」、「関西」で集約したデータ、830が「期間」、「PC」、「WS」と「マーケット」で集約したデータである。

【0055】816の集約データを「マーケット」の次元で集約していくと、823が「期間」、「商品」と「関東」、「関西」で集約したデータ、824が「期間」、「商品」と「マーケット」の全次元で集約したデータである。

【0056】図9は、本発明が適用されるハードウェア構成の一例を示すものである。具体的には、図9は、多次元データベース管理システムでの適用例である。クライアント901から904は、WAN/LANである905で接続される。プロセサ906、ハードディスク装置907、プロセサ909から911及びハードディスク装置912から920は相互結合ネットワーク908

で接続される。ハードディスク装置907にはシステム管理情報が格納されている。

【0057】クライアント901から904は、多次元データベースの検索要求を、WAN/LAN905を経由してプロセサ906に送信する。プロセサ906は問合せの検索要求を解析し、問合せの実行内容を決定後、相互結合ネットワーク908を経由してプロセサ909から911に処理を振り分ける。プロセサ909から911の処理結果を併合した結果は、ハードディスク装置907に格納され、クライアント901から904に返される。

【0058】図10は、図1の多次元データベース管理システムを、異なる構成で構築した多次元データベース管理システムの処理ブロック構成を示す図である。クライアント1001は、WAN/LAN1002によって多次元データベース管理システムに接続される。FES（フロント・エンド・サーバ）1003、BES（バック・エンド・サーバ）1006から1008は相互結合ネットワーク1012で接続されている。1005及び1009から1011は多次元ブロックインデクスである。1004は多次元データベース管理情報である。

【0059】FES1003は、クライアントからの問合せを解析し、その問合せの実行を各BESに要求する。その後、各BESからの問合せの結果を併合してクライアントに返却する。また集約データ最適実体化処理を行い、最適な集約キューブデータの選択と要求時集約計算の実行指示並びに集約計算を行う。BES（1006から1008）は多次元ブロックインデクス、キューブデータを保持し、FES1003から実行を要求された問合せの実行を行う。

【0060】多次元データベース管理システムで集約計算を行う場合は、取り出しフェーズ（多次元スキャン処理、データ分配）、集約フェーズ（データ併合、集約計算処理、データ分配処理）、格納フェーズ（データ併合、多次元インサート処理）がパイプライン的に実行される。図1の構成では、これらの処理フェーズがそれぞれ異なるプロセサで実行され、図10の構成では、これらの処理フェーズが同じプロセサで実行される。

【0061】図11は多次元データベース格納構造を示す図である。FES1101は、クライアントからの問合せを解析し、その問合せの実行を各BESに要求する。その後、各BESからの問合せの結果を併合してクライアントに返却する。また集約データ最適実体化処理を行い、最適な集約キューブデータの選択と要求時集約計算の実行指示並びに集約計算を行う。

【0062】BES1からBES4（1102から1105）は多次元ブロックインデクス、キューブデータを保持し、FESから実行を要求された問合せの実行を行う。HD1からHD4（1111から1114）はハードディスクと呼ばれる記録媒体の一例であり、多次元ブ

ロックインデクス、キューブデータを格納する。

【0063】FES多次元ブロック化メンバ範囲テーブル1120はFES多次元ブロックインデクス1130のブロック化メンバ範囲情報を保持する。ブロック化メンバ範囲はあるメンバIDからあるメンバIDのことである。ブロック化メンバ範囲情報はあるメンバIDからあるメンバIDまでがどのブロックIDに対応するかの対応情報である。BES多次元ブロック化メンバ範囲テーブル1121はBES多次元ブロックインデクス1131の各次元のブロック化メンバ範囲を保持する。

【0064】キューブデータ1140はセルデータ群をブロック化して記録媒体に格納する。ブロック化とは各次元のブロック化メンバ範囲情報により決まる多次元論理データ空間を任意の物理領域に対応させ、その物理領域にブロック化メンバ範囲内のセルデータのみを存在させることである。オーバフローファイル1150はキューブデータ上の物理領域に格納できなかったセルデータを格納する。

【0065】図12は本発明におけるセルデータ格納ページの対角割当て方法を示す図である。

【0066】以下の説明では「商品」、「マーケット」、「期間」の3つの次元から構成された多次元データベースモデルを想定する。各次元のブロック化メンバ範囲の個数はそれぞれ3つあるとする。

【0067】ある多次元の各次元のメンバの直積空間を多次元論理データ空間と呼ぶ。多次元論理データ空間を構成する各次元のメンバ範囲テーブルに従い空間のひとつ以上のセルをブロックにまとめたものを、多次元論理ブロック空間と呼ぶ。この時、多次元論理ブロック空間は立方体1201の構成になる。立方体は $3 \times 3 \times 3 = 27$ 個のブロックIDを持つ。

【0068】セルデータを格納する資源を上記各ブロックIDに対応して割当てる。この時、ある次元軸に隣接するブロックID値の割当て資源がそれぞれ異なる資源に割当てられるように資源を割当てる。

【0069】本例では以下のように資源を割当てる。

(尚、資源の番号はBES1のHD1を1、BES1のHD2を2、BES2のHD1を3、BES2のHD2を4とする。また商品次元を資源割当て次元と仮定する。資源割当て次元はその次元に沿って資源を割当てる次元である。)

初期資源割当てを以下とする。

商品次元の初期資源割当て

ブロックID (1, 1, 1) → 資源番号 1

ブロックID (2, 1, 1) → 資源番号 2

ブロックID (3, 1, 1) → 資源番号 3

マーケット次元の初期資源割当て

ブロックID (1, 1, 1) → 資源番号 1

ブロックID (1, 2, 1) → 資源番号 2

ブロックID (1, 3, 1) → 資源番号 3

期間次元の初期資源割当て

ブロックID (1, 1, 1) → 資源番号 1

ブロックID (1, 1, 2) → 資源番号 2

ブロックID (1, 1, 3) → 資源番号 3

開始ブロックID (1, 1, 1) から各次元のメンバ範囲の昇順方向に順番に資源番号を割当てる。割当てる資源番号がなくなった場合、最初の資源番号から再度、割当てる。

【0070】上記初期資源割当てを行い、初期資源割当てを行ったブロックIDの対角ブロックIDに対して同一資源番号を割当てる。たとえば、ブロックID (1, 1, 1) は資源番号1が割当てる。その対角ブロックID (2, 2, 2) と (3, 3, 3) に対しても同様に資源番号1が割当てる。

【0071】対角ブロックID (2, 2, 2) の資源番号1が割当てられると、資源割当て次元に沿って資源番号を割当てる。割当て次元の隣接ブロックが異なる資源となるように1つ上の軸のブロックには現ブロック資源番号-1を、1つ下の軸のブロックには現ブロック資源番号+1を割当てる。ブロックID (2, 2, 2) 場合、資源割当て次元に沿った割当ては以下となる。

【0072】ブロックID (2, 2, 2) 資源番号1
「商品」次元の上位次元座標ブロックID (1, 2, 2) → 割当て資源番号4 (1-1=0となり最後の4から再度割当て)

「商品」次元の下位次元座標ブロックID (3, 2, 2) → 割当て資源番号2

上記資源割当てを初期資源割当てされたブロックIDから対角方向のブロックIDに対して適用したのが、1202から1205に示す分解した3つの 3×3 平面(破線で記述)の実線で囲まれたブロックIDである。そのブロックIDを同一資源番号に割当てる。

【0073】次に対角上のブロックIDに連続的に資源を割当てるような資源割当てを行う。例えば資源番号1に割当てられたブロックID (1, 1, 1) (2, 2, 2) (3, 3, 3) をBES1のHD1上の物理領域配置において連続的に読み出すことが可能なような資源割当てを行う。連続的に読み出すとは、ハードディスクの場合、読み出し用ヘッドがシリンダ上の位置を移動することなく連続的にデータを読む状態を言う。上記資源割当てによりブロックIDにページIDを付与した結果が1210から1241に示すページIDとページの並びの構成である。

【0074】上記方法を適用することにより「商品」、「マーケット」、「期間」の多次元論理データ空間1201は異なるBES上のあるハードディスク1210から1241に示す各資源に対角にブロックIDが割当てられ、かつ対角上のブロックIDが資源上の領域として連続的に割当てられる。

【0075】図13は、多次元データベーステーブル1

300の構成を示す図である。このテーブルは、多次元データベースのモデル定義を参照する場合や、データキューブの情報を参照する場合等に参照される。データキューブとは、多次元データベースのモデル定義に従って生成されるデータの集まりである。このテーブルは、図10の多次元データベース管理情報1004に格納されている。

【0076】多次元データベーステーブル1300は、多次元データベース名1301と、多次元データモデルテーブルエントリへのポインタ1302と、データキューブテーブルエントリへのポインタ1303と、集約データキューブテーブルへのポインタ1304からなる。テーブルに登録された各エントリが、ひとつの多次元データベースに対応する。

【0077】多次元データベース名1301には、多次元データベースの名称を表す文字列を格納する。多次元データモデルテーブルエントリへのポインタ1302には、多次元データモデルテーブルのエントリへのポインタを格納する。データキューブテーブルエントリへのポインタ1303には、データキューブテーブルのエントリへのポインタを格納する。集約データキューブテーブルへのポインタ1304には、集約データキューブテーブルへのポインタを格納する。

【0078】図14は、多次元データモデル定義情報の格納形式を示す図である。多次元データモデル定義情報は、多次元データモデルテーブル、次元テーブル、変数テーブル、および次元メンバテーブルから構成される。多次元データモデルテーブルはモデル名1401、集約関数識別コード1402、次元テーブルへのポインタ1403、変数テーブルへのポインタ1404から構成される。モデル名1401には、多次元データモデルの名称を格納する。集約関数1402には、多次元データを集約する際に利用する関数の識別コードを格納する。次元テーブルの次元ID列1411には次元IDを格納する。次元名列1412には次元名を格納する。次元メンバテーブルへのポインタ列1413には次元メンバテーブルへのポインタを格納する。変数テーブルの変数名列1421には変数名を格納する。データ型識別コード列1422には、その変数のデータ型識別コードを格納する。

【0079】次元メンバテーブルは次元の数だけ生成する。この例では次元「商品」、「マーケット」、「期間」それぞれに次元メンバテーブルを生成する。次元メンバテーブルは、メンバ名1431、親ID1432、次の兄弟ID1433、メンバID1434、レベルID1435より構成される。本次元メンバテーブルは、ハッシュ構造に格納する。メンバ名をハッシュすることで、メンバの格納エントリを決定する。

【0080】メンバID列1431、1441、1451には、次元メンバのメンバ名を格納する。親ID列1

432、1442、1452には、次元メンバの親メンバのIDを格納する。次の兄弟のID列1433、1443、1453には、同じ親を持つ、次の兄弟メンバのIDを格納する。メンバID列1434、1444、1454には次元メンバのIDが格納する。レベルID列1435、1445、1455には、次元メンバの階層レベルを表すIDを格納する。階層レベルの定義は次のとおりである。図4を例にとると、次元「商品」のレベルは0である。「商品」の直下である「PC」のレベルは1であり、「PC」の直下である「デスクトップ」のレベルは2である。

【0081】図15は、データキューブテーブル1500の構成を示す図である。このテーブルは、素データキューブ、または、集約データキューブの格納位置を特定する場合に参照される。このテーブルは、図10の多次元データベース管理情報1004に格納されている。

【0082】データキューブテーブル1500は、FES多次元ブロック化メンバ範囲テーブルへのポインタ1501と、格納形式識別コード1502と、FES多次元ブロックインデクスまたはキューブデータへのポインタ1503からなる。テーブルに登録された各エントリが、ひとつの素データキューブ、または集約データキューブに対応する。

【0083】FES多次元ブロック化メンバ範囲テーブルへのポインタ1501には、多次元ブロック化メンバ範囲テーブルへのポインタを格納する。格納形式識別コード1502には、素データキューブ、または、集約データキューブの格納形式を表すコードを格納する。この例では、格納形式が圧縮配置型の場合には1、線形配置型の場合には0を格納する。

【0084】FES多次元ブロックインデクスまたはキューブデータへのポインタ1503には、格納形式が圧縮配置型の場合にはFES多次元ブロックインデクスへのポインタ、線形配置型の場合にはキューブデータへのポインタを格納する。

【0085】図16は、集約データキューブテーブル1600の構成を示す図である。このテーブルは、集約データキューブの格納位置を特定する場合や、集約データキューブが実体化されているか否かを特定する場合等に参照される。このテーブルは、図10の多次元データベース管理情報1004に格納されている。

【0086】集約データキューブテーブル1600は、集約データID1601と、集約データキューブテーブルエントリへのポインタ1602と、有効セル数1603と、生成要求状態識別コード1604と、参照頻度1605と、実体化状態識別コード1606と、データキューブテーブルエントリへのポインタ1607からなる。テーブルに登録された各エントリが、ひとつの集約データキューブに対応する。

【0087】集約データID1601には、集約データ

キューブを構成する各次元のレベルIDを格納する。この例では、次元「商品」、「マーケット」、「期間」のそれぞれのレベルIDを格納する。これらのレベルIDの組合せが集約データIDとなる。

【0088】集約データキューブテーブルエントリへのポインタ1602には、要求時に集約計算を実行して集約データキューブを生成する場合の、要求時集約計算対象となるデータキューブに対応する集約データキューブテーブルのエントリへのポインタを格納する。要求時集約計算対象となるデータキューブは、集約データキューブ生成時の計算コストが最小であるデータキューブを選択するための任意のアルゴリズムによって決定される。要求時集約計算対象となるデータキューブとして素データキューブを選択した場合は、集約データキューブテーブルエントリへのポインタ1602には、素データキューブを表すコードを格納する。有効セル数1603には、集約データキューブ内の、有効なデータを格納しているセルの数を格納する。

【0089】生成要求状態識別コード1604には、集約データキューブの要求時生成を実行する要求の有無を識別するコードを格納する。この例では、要求有りの場合には1、要求無しの場合には0を格納する。

【0090】参照頻度1605には、集約データキューブの参照回数を格納する。参照回数は、実体化する集約データキューブの最適集合決定処理の実行が終了した時点で0にセットされる。参照頻度1605の前回列には、前回0にセットする直前の参照回数を格納し、現在列には、前回0にセットしてから現在までの参照回数を格納する。

【0091】実体化状態種別コード1606には、集約データキューブの実体化状態を識別するコードを格納する。集約データキューブの実体化状態は、以下に示す4種類である。

- 【0092】(1) 実体化されておらず実体化する候補にもなっていない「非実体化状態」
- (2) 実体化されていて削除する候補になっていない「実体化状態」
- (3) 実体化する候補になっている「実体化待ち状態」
- (4) 削除する候補になっている「削除待ち状態」

この例では、「非実体化状態」の場合0、「実体化状態」の場合1、「実体化待ち状態」の場合2、「削除待ち状態」の場合3を格納する。

【0093】データキューブテーブルエントリへのポインタ1607には、データキューブテーブルの集約データキューブに対応するエントリへのポインタを格納する。

【0094】図17は多次元ブロック化メンバ範囲テーブルの構成を示す図である。多次元ブロック化メンバ範囲テーブルは多次元データベースまたは集約データキューブを構成している次元に関する情報と多次元ブロック

インデクスの座標計算によりブロック座標を決定するための次元メンバ範囲テーブルを持つ。次元に関する情報は次元ID1701と次元メンバ範囲テーブルへのポインタ1702からなる。次元ID1701は多次元データベースまたは集約データベースキューブを構成する次元の次元メンバテーブルで付与された次元ID1411をいれる。次元メンバ範囲テーブル1705は各次元毎の開始メンバID1703とその開始位置に対応するブロック座標1704を持つ。ブロック座標は任意メンバ範囲に付与された値である。各次元の任意順序の計算で決定される多次元論理ブロック空間の1つの空間を識別する識別子をブロックIDと呼ぶ。

【0095】もし多次元論理データ空間に全てのセルデータが存在する、または非常に密に有効なセルデータが存在し、格納構造として線形配置型が選択される場合には多次元ブロック化メンバ範囲テーブルを作成または参照する必要はない。

【0096】図18はFES多次元ブロックインデクスのデータページの構成を示す図である。データページにはページを管理するヘッダ情報1801とBESID格納領域群を格納している領域から構成される。

【0097】BESID格納領域1810はFESにおいて、多次元のメンバIDをブロックIDに変換した時、そのブロックIDに格納されるセルデータが、どのBESに格納されているかを示すBESID1811を持つ。

【0098】図19はBES多次元ブロックインデクスのデータページの構成を示す図である。データページにはページを管理するヘッダ情報格納部1901とページID格納領域群を格納している部分から構成される。

【0099】ページID格納域1910はBESにおいて多次元のメンバIDをブロックID化した時、そのブロックIDに格納されるセルデータがどのページに格納されているかを示す。ページID1911はキューブデータ上のページアドレスを示す。

【0100】図20はキューブデータにおける圧縮配置型セルデータページの構成を示す図である。線形配置型セルデータページは多次元論理データ空間に存在する全ての座標のうち、有効な座標、即ち値を持った座標が少ない場合に選択されるページ形式である。

【0101】圧縮配置型セルデータページはヘッダ情報2001とセルデータ格納部2002から構成される。ヘッダ情報2001はページを管理する情報を持つ。ページ管理情報には以下がある。

【0102】格納セル数2020はページ内に格納されたセル数を持つ。オーバフローページへのページID2021はこのページに収まりきらなかったセルデータを保持するオーバフローページへのページIDである。ページ内セル上位値2022とページ内共通セル下位値2023はページ内に存在するセルに共通なセルIDの値

の上位部分、下位部分を保持する。セルデータ格納部2002はセルID2010とセルレコード2011の組で構成されるセルデータを格納する領域である。セルID2010はそのセルデータを多次元論理データ空間上で一意に識別する座標値に相当する値である。ただし実際のセルIDは（ページ内セル上位値、セルデータに付与されるセルID、ページ内共通セル下位値）の連結で示す。セルIDの復元は上記を組み立てることをいう。尚、本実施例では特に断らない限り復元されたものをセルIDと呼ぶ。セルレコードはセルIDに対応するセルデータが持つ値であり、データモデル定義で定義した変数204が入る。

【0103】図21はキューブデータ内における線形配置型セルデータページの構成を示す図である。線形配置型セルデータページは多次元論理データ空間に存在するほとんどの座標が有効な場合、即ち全ての座標の値が設定されている場合に選択されるページ形式である。線形配置型セルデータページはヘッダ情報2101とセルデータ格納部2102から構成される。

【0104】ヘッダ情報2101はページを管理する情報を持つ。オーバフローページへのページID2121はこのページに収まりきらなかったセルデータを保持するオーバフローページへのページIDである。セルデータ格納部にはセルレコード格納域2110がある。

【0105】図22は多次元データベース問合せ要求処理手順を示すフローチャートである。問合せはクライアントから送信され、多次元データベース管理システムが受信した後、FES上の任意の多次元データベース問合せ要求処理に渡される。多次元データベース問合せ要求処理は以下を行い検索結果をクライアントに返却する。問合せの構文解析2201はクライアントから送信されたテキスト形式の問合せを計算機が内部処理可能な形式に翻訳するために、その構文を解析し、構文解析木を生成する。

【0106】問合せの意味解析2300は上記構文解析木を入力として、問合せの各対象に対する意味解析を行い、次の実行フェーズに必要な実行コードを生成する。

【0107】実行コードはどの処理をどの順番に行い、誰宛にその結果を送信するか、または誰から結果を受信し、その結果を併合するか等、問合せを実施するために必要な指示情報を持つ。意味解析終了後の処理は実行コードの指示に対応した処理手順が起動され、各処理の連携で行われる。

【0108】多次元データベース問合せでの実行フェーズはFESが実行の指示を行う。実行指示内容とFESの処理内容は以下である。

- (1) FESによる実行BESの選択
- (2) BESへの多次元データ検索の実行指示
- (3) 任意場所で行われるデータ併合実行の指示
- (4) 任意場所で行われるクライアントへの結果返却指

示

実行BESの選択は問合せ条件に対応するBESをFESの多次元ブロックインデックスから決定する。どの多次元ブロックインデックスを利用するかは問合せの意味解析から返却される(2203)。

【0109】多次元データ検索処理とデータ併合処理の並列実行2600は上記(2)(3)(4)に相当し、多次元データベースを検索、その結果を併合する指示をFESが行う。

【0110】BESからの検索結果データ併合処理が終了すると検索結果が完成している。それをクライアントへ返却することにより多次元データベース問合せ処理が終了する(2205)。

【0111】図23は問合せの意味解析処理を示すフローチャートである。問合せの構文解析で得た構文解析木を入力して処理を行う。問合せ内容の判定2301は図13から図14で述べた各テーブルを参照して問合せの内容を意味的に正しいか否か判定する。意味的に誤った指定の場合はエラーとなり以後の処理が行われない。

【0112】意味解析で参照するテーブルと参照内容は以下である。

- (1) 多次元データベーステーブル

問合せ中の多次元データベース名の有無を判定する。

- (2) 多次元データモデルテーブル

多次元データベーステーブルからモデルテーブルポインタ1302を参照し、多次元データモデルテーブルを参照する。

- (3) 次元テーブル

多次元データモデルテーブルの次元テーブルポインタ1403を参照し、次元テーブルを参照する。次元テーブル参照により問合せ中で指定された次元が実際に存在するか否か次元名1411を参照して判定する。

- (4) 次元メンバテーブル

次元テーブルの次元メンバテーブルへのポインタ1413を参照し、次元メンバテーブルを参照する。次元メンバテーブル参照により、問合せの条件式で指定されているメンバ名が実際に存在するか、メンバの階層レベルの組合せが正しいか否か、等をメンバ名1431やレベルID1435等を利用して判定する。また実行コード内はメンバIDで処理されるため、メンバ名からメンバIDへの変換処理を行う。

【0115】上記の各判定により問合せが意味的に正しい場合、問合せに指定された次元から集約データキューブテーブルの参照か、多次元データベースモデルの参照か判定する(2302)。集約データキューブの参照であれば、その集約データキューブが実体化されているか否かを集約データキューブテーブルの実体化状態コードを参照して判定する(2303)。

【0116】集約データキューブが実体化されていない場合、その集約データキューブを要求時集約計算するた

めに要求時集約計算処理 3 1 0 1 を呼び出す。実行コードの生成 2 3 0 5 では問合せの内容に応じた実行コードを生成する。また上記処理以外に問合せを実行する B E S を特定化する処理 2 2 0 3 のために F E S 多次元ブロックインデクスを特定する。多次元データモデルの参照の場合、多次元データベーステーブルからデータキューブテーブルへのポインタ 1 3 0 3 からデータキューブテーブルを参照し、F E S 多次元ブロックインデクスへのポインタ 1 5 0 3 を取得する。集約データキューブテーブルの参照の場合、現在処理しようとしている集約データキューブに対応する集約データキューブテーブルのエントリ上のデータ格納位置ポインタ 1 6 0 7 からデータキューブテーブルを参照し、F E S 多次元ブロックインデクスへのポインタを取得する。

【0 1 1 7】図 2 4 は多次元データ検索実行手順を示すフローチャートである。多次元データ検索実行手順は B E S 上の多次元ブロックインデクスとキューブデータを参照し、問合せ条件を満たすセルデータを検索し、その結果をデータ併合処理に渡す処理を行う。

【0 1 1 8】多次元データ検索実行は F E S が B E S にその実行を要求した時点で起動する。F E S からは多次元データ検索実行を行うために必要な問合せ情報（実行コード）が転送される。また結果をどこで併合するかも同時に転送される。

【0 1 1 9】上記が転送されると、検索結果をデータ併合処理に転送するためのセルデータ転送用バッファを確保しバッファ情報（バッファの現ポインタ等）を初期化する（2 4 0 1）。

【0 1 2 0】次に問合せに記述された多次元データモデルまたは集約キューブデータの多次元ブロック化範囲テーブルをデータキューブテーブルから取得する（2 4 0 2）。F E S から送信する問合せの条件には各次元毎の検索条件がある。検索条件から各次元毎にどのブロック I D を検索するかを決める。その決定は実行コード中の検索条件に保持されたメンバ I D によって行われ、多次元ブロック化範囲テーブルの次元メンバ範囲テーブル 1 7 0 5 のメンバ I D 1 7 0 3（メンバ I D 値を保持）からブロック座標 1 7 0 4 を決める。上記処理を各次元の検索条件に適用し、各次元毎に検索範囲の開始ブロック座標、終了ブロック座標の組みが複数個決まる。開始ブロック座標と終了ブロック座標が検索時のある次元のブロック参照範囲となる（2 4 0 3）。

【0 1 2 1】各次元のブロック参照範囲が決定されると、検索方向に沿って多次元データ検索が行われる。検索方向とは検索結果を取得する時の次元のメンバの昇順、降順および次元の並びである。この順序関係で検索方向が決まる。またこの並びはデータ併合する時のトナメント併合の選択優先条件にもなる。上記検索方向に従い、次に読み出す次元の参照ブロックを移動する（2 4 0 4）。

【0 1 2 2】移動した各次元の現ブロック座標をパラメタとして B E S 多次元ブロックインデクス位置計算 2 5 0 0 を呼び出す。多次元インデクス位置計算は各次元の現ブロック I D に対応する多次元ブロックインデクスのページ I D とページ上のオフセットを返却する。

【0 1 2 3】返却されたページ I D から多次元ブロックインデクスの対応ページを取得し、同オフセットから多次元ブロックインデクスのページ I D 格納域 1 9 1 0 を参照してページ I D を取得する（2 4 0 6）。

【0 1 2 4】ページ I D に対応するキューブデータのページを取得する（2 4 0 7）。上記の結果取得されたページ内に問合せを満たすセルデータがある。

【0 1 2 5】次にページ内のセルデータの検索について述べる。取得ページ内に未参照セルデータがあるか無いかを圧縮配置型セルデータページの場合は格納セル数、線形配置型データページの場合はページ内セル数と参照セル数カウンタの比較により行う。参照セル数カウンタはページ内セル参照開始時に初期化する（2 4 0 8）。

【0 1 2 6】参照セル数カウンタに対応するセルデータが問合せ条件を満足するか否かの判定を行う。問合せ条件を満足するか否かの処理は最初にセル I D を各次元のメンバ I D に戻すことから行う。メンバ I D への逆変換は以下である

（1）圧縮配置型セルデータページの場合
セルデータのセル I D を復元し、セル I D から各次元のメンバ I D 値に戻す。メンバ I D 値はメンバ I D と同値である。

【0 1 2 7】（2）線形配置型データページの場合
線形配置型データページ上のセルデータの場合、ブロック I D に対応するメンバ I D からそのページの開始セル I D が決まるので、そこから処理しようとするセルデータのセル I D を計算する。（セル I D = 開始セル I D + 参照セル数カウンタ）同セル I D から各次元のメンバ I D 値、即ちメンバ I D に戻す。

【0 1 2 8】メンバ I D に戻し、そのメンバ I D が問合せの条件を満足するか否かを判定し、セルレコードの値の条件が問合せに指定されていればそれを判定する（2 4 0 9）。

【0 1 2 9】2 4 0 9 においてそのセルデータが問合せ条件を満足する場合、対象セルデータを併合処理用セルデータ転送バッファへ複写、バッファ情報を更新する（2 4 1 0）。併合処理用セルデータ転送バッファが満杯になったか否かバッファ情報から判定する。

【0 1 3 0】2 4 1 1 においてセルデータ転送バッファが満杯になった場合、データ併合処理へ同バッファを転送し、バッファ情報を初期化状態にした後、参照セル数カウンタを 1 増分し、2 4 0 8 の処理へ戻る。2 4 1 1 においてセルデータ転送バッファがまだ満杯でない場合、参照セル数カウンタを 1 増分し、2 4 0 8 の処理へ戻る。

【0131】2409でセルデータが問合せ条件を満足しない場合、次のセルデータを読むために参照セル数カウンタを1増分し、2408の処理へ戻る。2408の処理でページ内の全セルの条件判定を終了したならば、オーバフローページID2021または2121を参照し、オーバフローページが存在するか否か判定する(2413)。

【0132】オーバフローページがある場合、そのオーバフローページIDからページを取得し、参照セル数カウンタを初期化し、再度2408の未判定セルの有無処理を行う。オーバフローページが無い場合、そのブロックIDの参照は終了したのでブロック参照範囲を全て検索したか否か判定する(2415)。

【0133】ブロック参照範囲を全て検索していない場合、2404の処理に戻り、次のブロックの参照を行う。すべてのブロック参照範囲の検索が終了した場合、セルデータ転送用バッファに残っているセルデータ群と多次元データ検索実行が終了したことを示す終了コードをデータ併合処理へ転送後、セルデータ転送用バッファを解放し、多次元データ検索実行処理を終了する。

【0134】図25は多次元ブロックインデクス位置計算処理を示すフローチャートである。各次元のブロック範囲の個数と各次元のブロック座標から多次元ブロックインデクスのセルIDを計算する(2501)。

【0135】対象多次元ブロックインデクスのセルレコード長と多次元ブロックインデクスの先頭ページID、ページ長からセルIDに対応するページID、ページ上のオフセットを計算する。結果を要求者に返却する(2502)。

【0136】図26は検索結果データ併合処理手順を示すフローチャートである。検索結果データ併合処理手順は図24で説明した多次元データ検索実行の処理の一貫として検索セルデータを参照順序に従い、クライアントへ返却する。

【0137】検索結果データ併合はFESが任意BESにその実行を要求した時に起動する。FESからはどのBESからデータが転送され、どの順序で結果をクライアントに返却するか情報が転送される。

【0138】検索結果データ併合処理では最初に併合対象BES数分の多次元スキャン結果受信領域とユーザ返却データ領域を確保する(2601)。BESからのデータ受信待ちに入る(2602)。全BESが多次元データ検索処理を終了したか判定する(2603)。全BESが多次元データ検索処理を終了していない場合、終了コードを受信していない全てのBESからの多次元データ検索の結果が受信されているか否か判定する(2604)。

【0139】もし未終了のBESの多次元データ検索が終了している場合、各BESの参照順序に従いバッファからユーザ返却領域に受信結果を複写する(260

5)。ユーザ返却データ領域が満杯か否か判定する(2606)。

【0140】返却データ領域が満杯の場合、同作業領域の結果を一時的に作業領域へ保持する。作業領域は返却データ領域に比べ十分な記憶容量を持った記憶媒体である。ユーザ返却データ領域が満杯でないか、作業領域への保持が終了した場合、まだ終了していない任意のBESの多次元データ検索結果受信領域が空になったか否か判定する(2608)。

【0141】空になった場合、そのBESのデータを受信するためにBESからのデータ受信待ち(2602)に入る。全てのBESからの多次元データ検索が終了し、全データを作業領域に保持した場合、多次元データ検索結果受信領域を解放する(2609)。

【0142】図27は、要求時集約計算処理の中間結果をFESメモリ上に格納するためのデータ構造を示す図である。要求時集約計算で求める集約データキューブを、以後、要求時生成集約データキューブと呼ぶ。

【0143】要求時生成集約データキューブは、FESの主メモリ上に格納ページ形式で保持される。主メモリ領域に制限がある場合、確保できるページ数が限られ、主メモリ上で同時に集計できる集約データの範囲も限られる。この範囲を、以後、同時集計範囲と呼ぶ。

【0144】集計メンバ範囲リスト2700は、同時集計範囲を特定する際や、集約計算中間結果を保持する主メモリ上の領域を特定する場合に参照される。集計メンバ範囲リスト2700は、集計メンバ範囲2701と、集計結果格納領域へのポインタ2702からなる。このリストのひとつのエントリは、集計で求める集約データキューブのひとつのブロックに対応する。

【0145】集計メンバ範囲2701には、同時集計範囲に含まれる要求時生成集約データキューブの各次元のメンバ範囲の開始メンバIDと終了メンバIDを格納する。開始メンバIDと終了メンバIDの決定方法は、後述するブロック検索範囲決定処理手順3401において説明する。集計メンバ範囲2701は、同時集計範囲の集約データを生成し終えた時点で、未処理の範囲に更新される。集計結果格納領域へのポインタ2702には、集約計算中間結果を保持するための主メモリ上の領域へのポインタを格納する。

【0146】主メモリ上ページ領域2703から2704は、FESで集計するデータを格納するための、主メモリ上のページ領域である。要求時集約計算処理では、集計メンバ範囲リスト2700を作成した後、同リストのエントリ数だけのページ領域を主メモリ上に確保している。主メモリ上ページ領域2703から2704に格納する内容については、後述する。

【0147】図28は、要求時集約計算処理におけるブロック読み出し順を説明する図である。要求時集約計算

処理の集約元データキューブを集約計算対象データキューブと呼ぶ。説明を具体化するため、例として、図3の多次元データベースモデル定義例で定義した多次元データベースにおいて、図8の多次元論理空間801に対する集約計算を実行し、804を生成する処理を下記に示す。

【0148】多次元論理ブロック空間2801Aから2801Dは、集約計算対象データキューブの多次元論理ブロック部分空間であり、「商品」次元のメンバ範囲が、それぞれ、メンバID1～3、4～5、6、7～8の空間に対応する。多次元論理ブロック空間2801Aから2801Dの左右軸には「期間」次元のメンバ範囲、上下軸には「マーケット」次元のメンバ範囲を、メンバIDで記述している。次元のメンバ範囲の組合せに対応するひとつの四角形が、ひとつの多次元ブロックに対応する。各ブロックは、後述する図50の対角割当て処理に従って、対角線上に並ぶブロックがBESの同一ハードディスクに割当てられている。四角形の中に記述している数字は、任意のひとつのハードディスクに格納しているブロックを読み出す順番を表している。

【0149】ここで、図28の例により、ひとつのハードディスク上に格納しているブロックの読みだし手順を説明する。この説明では、ブロックの位置を表すメンバ範囲を、(「商品」のメンバIDの範囲、「マーケット」のメンバIDの範囲、「期間」のメンバIDの範囲)という形式で記述する。まず、最初に読み出す対角線上の列を決め、先頭のブロックのメンバ範囲、(1～3、1、1～8)を取得する。次に、この範囲が、FESから受信した集計メンバ範囲2701に、全次元において一部分でも重なっているかどうかを判定する。この例では重なっていると判定されるので、(1～3、1、1～8)のブロックを読み出す。次に、多次元論理ブロック空間の対角線上に並ぶブロックを読み出すために、全次元のメンバ範囲をひとつ進めて、メンバ範囲(4～5、2、9～11)を取得する。ここで再び、取得した範囲が集計メンバ範囲2701に、全次元において一部分でも重なっているかどうかを判定し、重なっていると判定されるので、ブロックを読み出す。同様に、メンバ範囲(6、3、12～16)のブロックを読み出す。次に、全次元のメンバ範囲をひとつ進めた範囲(7～8、4～6、17～21)を取得し、集計メンバ範囲2701と比較すると、「マーケット」「期間」の2つの次元についてメンバ範囲が重なっていないため、ブロックは読み出さない。ここで、集計メンバ範囲2701の範囲外の空間に入ったことがわかる。そこで、同一のハードディスク上に格納している次の対角線上の列を決め、この列の先頭ブロックのメンバ範囲(1～3、2、12～16)を取得する。以後、集計するブロックがなくなるまで、前述の処理を繰り返す。

【0150】図29は、要求時集約計算処理の中間結果

をBESメモリ上に格納するためのデータ構造を示す図である。各BESでは、FESから、要求時生成集約データキューブと集計対象データキューブの各次元のレベルIDを受け取る。両データキューブの同次元について、レベルIDを比較し、要求時生成集約データキューブのレベルIDの方が小さい値である次元を集約次元、そのレベルIDを集約レベルとする。この例では、「商品」、「マーケット」、「期間」のそれぞれの次元について、要求時生成集約データキューブのレベルIDは0、2、3、集計対象データキューブのレベルIDは3、2、3である。これらを比較すると、「商品」次元のレベルについて要求時生成集約データキューブの方が小さいので、「商品」次元を集約次元とする。また、集約レベルは0である。

【0151】BES集約計算中間結果リスト2900Aから2900Cは、各BESにおいて、図28で説明した規則に従って読み出したブロックに格納しているデータについて、集約レベルに集約した結果を格納するリストである。このリストは、セルID2901Aから2901Cと、セルレコード集約計算中間結果2902Aから2902Cからなる。セルID2901Aから2901Cには、各次元のメンバIDから算出した、要求時生成集約データキューブのセルIDを格納する。セルレコード集約計算中間結果2902Aから2902Cには、読み出したデータを集約計算した結果を格納する。BES集約計算中間結果リスト2900Aから2900Cのひとつのエントリは、要求時生成集約データキューブのひとつのセルデータに対応する。

【0152】集約計算によって生成されたセルID2901Aから2901Cと、このIDに対応するセルレコード集約計算中間結果2902Aから2902Cは、生成された順番でリストに追加され、読み出したブロックのすべてのデータについて処理を終了した時点で、FESに返却される。

【0153】データキューブに対応する格納形式識別コード1502に格納されている格納形式コードが、圧縮配置型の場合には図20の圧縮配置型セルデータページの構成、線形配置型の場合には図21の線形配置型セルデータページの構成に従って生成される。

【0154】BESから返却されたBES集約計算中間結果リスト2900Aから2900Cのセルレコードは、FESで同一セルIDのレコードを集めて集約計算される。主メモリ上ページ領域2703から2704のセルレコードには、FESで計算した集約計算中間結果に対応するセルIDを持つセルレコードを格納する。

【0155】図27の主メモリ上ページ領域2703から2704内のデータ構造は、要求時生成集約データキューブに対応する格納形式識別コード1502に格納されている格納形式コードが、圧縮配置型の場合には図20の圧縮配置型セルデータページの構成、線形配置型の

場合には図21の線形配置型セルデータページの構成に従って生成される。

【0156】BESから返却されたBES集約計算中間結果リスト2900Aから2900Cのセルレコードは、FESで同一セルIDのレコードを集めて集約計算される。主メモリ上ページ領域2703から2704のセルレコードには、FESで計算した集約計算中間結果に対応するセルIDを持つセルレコードを格納する。

【0157】図30は、要求時集約計算処理の最終結果の格納構造を示す図である。FES1101には、集約計算結果格納用データ構造作成処理において作成したFES多次元ブロックインデクス1130がある。BES1102、1103には、それぞれ、集約計算結果格納用データ構造作成処理において作成したBES多次元ブロックインデクス1131、3004がある。バッファ機能付きメモリ領域3600Aから3600Bは、集約計算の最終結果を一時的に格納するための、バッファ機能を備えたメモリ領域である。

【0158】ページ3005Aから3005Bは、集約計算最終結果を一時的に格納するためのページである。メモリをオーバーフローしたページは、ハードディスク上の作業用領域に一時的に格納される。

【0159】FES1101では、FES多次元ブロックインデクス1130が、主メモリ上ページ領域2703から2704に格納しているページ形式の集約計算中間結果のBESへの割当てを決める。FES1101は、各集約計算中間結果を割当てるBESに、それらの集約計算中間結果に対応する集計メンバ範囲2701を転送する。BES1102、1103では、FES1101から受信した集計メンバ範囲2701を入力として多次元ブロックインデクス位置決定処理を呼び出し、BES多次元ブロックインデクス1131、3004の位置を求める。BES1102、1103では、割当てられたページ形式の集約計算中間結果を格納するページ3005Aから3005Bを、バッファ機能付きメモリ領域3006Aから3006Bに確保する。BES多次元ブロックインデクス1131、3004の求めた位置に、確保したページのページIDを格納する。FES1101は、メモリ上ページ領域2703から2704に格納しているページ形式の集約計算中間結果を、割当てたBESに転送する。FES1101から受信したページ形式の集約中間結果を、確保したページ3005Aから3005Bに格納する。

【0160】図31は、要求時集約計算処理3101の手順を示すフローチャートであり、図23のステップ3101での処理の詳細を具体化したものである。まずステップ3102で、集約データキューブテーブル1600から要求時生成集約データキューブの集約データIDに対応するエントリを検索して、集約データキューブテーブルエントリへのポインタ1602を取得し、ステッ

プ3103へ進む。

【0161】ステップ3103では、取得したポインタが素データキューブ用の値かどうかを判定し、素データキューブ用の値であればステップ3110へ進み、素データキューブ用の値でなければ取得したポインタが指しているエントリの集約データID1601を集計対象データID変数に格納し、ステップ3201へ進む。

【0162】ステップ3110では、図14の多次元データモデル定義情報の次元メンバテーブルのレベルIDを検索して、各次元のレベルIDの最大値を集計対象データID変数に格納し、ステップ3201へ進む。

【0163】ステップ3201では、集約計算結果を格納するためのデータ構造を作成し、ステップ3301へ進む。ステップ3301では、並列集約計算処理を実行し、ステップ3106へ進む。ステップ3106では、生成した集約計算結果をユーザに返却し、ステップ3107へ進む。

【0164】ステップ3107では、集約データキューブテーブル1600から、要求時生成集約データキューブの集約データIDと集約データID1601が一致するエントリを検索して、実体化状態識別コード1606が実体化待ち状態（図16の例では2）であるかどうかを判定し、実体化待ち状態であればステップ3810へ進み、実体化待ち状態でなければステップ3108へ進む。

【0165】ステップ3801では、実体化集約データキューブの入替えを実行し、本手順を終了する。ステップ3108では、要求時集約計算で求めた集約データキューブの格納のために確保した領域を解放し、本手順を終了する。

【0166】図32は、集約計算結果格納用データ構造作成処理3201の手順を示すフローチャートであり、図31のステップ3201での処理の詳細を具体化したものである。

【0167】まずステップ4800で、要求時生成集約データキューブの集約データIDを入力して、要求時生成集約データキューブ用の多次元ブロック化メンバ範囲テーブル、具体的には、図11のFES多次元ブロック化メンバ範囲テーブル1120とBES多次元ブロック化メンバ範囲テーブル1121を生成し、ステップ4900へ進む。

【0168】ステップ4900では、要求時生成集約データキューブの集約データIDを入力して、要求時生成集約データキューブ用の多次元ブロックインデクス、具体的には、図30のFES多次元ブロックインデクス1130とBES多次元ブロックインデクス1131、3004を生成し、本手順を終了する。

【0169】図33は、並列集約計算処理の制御3301の手順を示すフローチャートであり、図31のステップ3301での処理の詳細を具体化したものである。ま

ずステップ3401で、FESの主メモリ上で同時に集約計算するブロック範囲を決定し、ステップ3501へ進む。ステップ3501では、各BESにおいて集約計算処理を実行し、ステップ3601へ進む。

【0170】ステップ3601では、各BESの集約計算中間結果を集約計算して、ページ形式の集約計算中間結果を生成し、ステップ3305へ進む。ステップ3305では、FESで生成したページ形式の集約計算中間結果をBESに転送し、ステップ3701へ進む。ステップ3701では、FESから転送されたページ形式の集約計算中間結果を、最終集約計算結果として格納し、ステップ3307へ進む。

【0171】ステップ3307では、FES多次元ブロック化メンバ範囲テーブル1120の各次元のメンバ範囲の組合せを処理したかどうかを判定し、すべて実行した場合には本手順を終了し、まだ実行していないメンバ範囲の組合せがある場合にはステップ3401に戻って、以後上述の手順を繰り返す。

【0172】図34は、ブロック検索範囲決定処理3401の手順を示すフローチャートであり、図33のステップ3401での処理の詳細を具体化したものである。まずステップ3402で、多次元データベースシステム管理者が設定したFESの集計用ページ数の上限を取得して、FES多次元ブロック化メンバ範囲テーブル1120からこのページ数上限以下の個数のメンバ範囲組合せ(図27の例では、「商品」、「マーケット」、「期間」の各次元メンバ範囲の開始メンバIDと終了メンバIDが、それぞれ、1と8、1と3、1と7の組合せと、1と8、1と3、8と15の組合せ)を選択し、ステップ3403へ進む。

【0173】ステップ3403では、集計メンバ範囲リスト2700の領域を確保して、集計メンバ範囲2701に選択したメンバ範囲を登録し、ステップ3404へ進む。ステップ3404では、集計メンバ範囲リスト2700のエントリ数だけの集約計算用の主メモリ上ページ領域2703から2704を確保し、ステップ3405へ進む。

【0174】ステップ3405では、集計メンバ範囲リスト2700の集約計算結果格納領域へのポインタ2702に、確保した主メモリ上ページ領域2703から2704の各先頭アドレスを格納し、本手順を終了する。

【0175】図35は、BES側での集約計算処理3501の手順を示すフローチャートであり、図33のステップ3501での処理の詳細を具体化したものである。

【0176】まずステップ3502で、FESに置かれている集計メンバ範囲リスト2700から集計メンバ範囲2701のメンバIDを取得し、ステップ3503へ進む。ステップ3503では、図28で説明したブロック読み出し手順により、集計する範囲内のブロックを対角線上に並ぶ順に読み出す。

【0177】ステップ3504では、読み出したデータを集約計算して、BES集約計算結果リスト2900Aから2900Cに登録し、ステップ3505へ進む。ステップ3505では、BES集約結果リスト2900Aから2900CをFESに転送し、本手順を終了する。

【0178】図36は、FES側での集約計算処理3601の手順を示すフローチャートであり、図33のステップ3601での処理の詳細を具体化したものである。まずステップ3602で、各BESの集約計算中間結果を受信し、ステップ3603へ進む。

【0179】ステップ3603では、BESから受信した集約計算中間結果のセルIDに対応するメンバを計算で求め、集計メンバ範囲リスト2700から、求めたメンバを範囲に含む集計メンバ範囲2701を持つエントリを検索し、ステップ3604へ進む。

【0180】ステップ3604では、検索したエントリの集約計算結果格納領域へのポインタ2702に主メモリ上ページ領域のアドレスが格納されているかどうかを判定し、格納されていればステップ3605へ進み、格納されていなければステップ3606へ進む。

【0181】ステップ3605では、集約計算結果格納領域へのポインタ2702に格納されているアドレスを先頭とするページ領域に、BESより受信した集約計算中間結果と同一のセルIDを持つセルレコードがあるかどうかを判定し、あればBESより受信した集約計算中間結果のセルレコードとページ領域の同セルIDのセルレコードの集約計算結果を格納し、なければページ領域にBESより受信した集約計算中間結果を格納する。次にステップ3606へ進む。

【0182】ステップ3606では、BESから受信する集約計算中間結果がまだあるかどうかを判定し、あればステップ3602に戻って、以後上述の手順を繰返し、なければ本手順を終了する。

【0183】図37は、BES側での最終集約計算結果の格納処理3701の手順を示すフローチャートであり、図33のステップ3701での処理の詳細を具体化したものである。

【0184】まずステップ3702で、FESからBESに格納するページ形式の集約計算結果2703から2704と、各ページ形式の集約結果に対応する集計メンバ範囲2701を受信し、ステップ3703へ進む。ステップ3703では、受信した集計メンバ範囲から、多次元ブロック位置取得関数によってBES多次元ブロックインデクス1131、3004の該当位置を取得し、ステップ3704へ進む。

【0185】ステップ3704では、各BESのバッファ機能付き一時メモリ領域3006Aから3006Bに集約計算最終結果格納ページ3005Aから3005Bを確保し、ステップ3705へ進む。ステップ3705では、該当するBES多次元ブロックインデクスに、確

保した集約計算最終結果格納ページ3005Aから3005BのページIDを登録し、ステップ3706へ進む。

【0186】ステップ3706では、確保した集約計算最終結果格納ページ3005Aから3005Bに、FESから受信したページ形式の集約計算結果データ2703から2704の内容を格納し、ステップ3707へ進む。ステップ3707では、FESから受け取るページ形式の集約計算結果データがまだあるかどうかを判定し、あればステップ3702に戻って、以後上述の手順を繰返し、なければ本手順を終了する。

【0187】図38は、実体化集約データキューブの入替え処理の手順を示すフローチャートであり、図31のステップ3801での処理の詳細を具体化したものである。まずステップ3802で、集約データキューブテーブル1600から、集約データID1601が要求時生成集約データキューブの集約データIDに一致するエントリを検索して、このエントリの有効セル数1603に格納している有効セル数（図16の例では144）を取得し、ステップ3803へ進む。

【0188】ステップ3803では、集約データキューブテーブル1600から、実体化状態識別コード1606が削除待ち状態（図16の例では3）であるエントリを検索し、ステップ3804へ進む。ステップ3804では、検索で取得した削除待ち状態の集約データキューブテーブル1600のエントリの有効セル数1603に格納している有効セル数を、削除データ件数合計に加え、ステップ3805へ進む。

【0189】ステップ3805では、検索で取得した削除待ち状態の集約データキューブテーブル1600のエントリから、データキューブテーブルエントリへのポインタ1607に格納しているポインタを取得して、このポインタが指すデータキューブテーブル1500のエントリを参照し、FES多次元ブロックインデックスまたはキューブデータへのポインタ1503に格納しているFES多次元ブロックインデックスへのポインタを取得する。このポインタが指している先FES多次元ブロックインデックス1101と、各BESの削除する集約データに対応するBES多次元ブロックインデックス1102と、集約データを格納しているページを削除し、削除が終了した時点で集約データキューブテーブル1600の該当するエントリの実体化状態識別コードを非実体化（図16の例では0）に変更し、ステップ3806へ進む。

【0190】ステップ3806では、ステップ3802で取得した、実体化する集約データキューブの有効セル数が、削除データ件数合計以下かどうかを判定し、削除データ件数合計以下であればステップ3807へ進み、削除データ件数合計より大きければステップ3803に戻って以後上述の処理を繰り返す。

【0191】ステップ3807では、BESのバッファ付き一時メモリ領域3006Aから3006Bに格納している集約計算最終結果格納ページ3005Aから3005Bを、これらが格納されている各BESのハードディスクに書き出し、ステップ3808へ進む。ステップ3808では、集約データキューブテーブル1600から、本処理でハードディスクに書き出した集約データキューブに対応するエントリを検索し、このエントリの実体化状態識別コードを実体化状態（図16の例では1）に変更し、本手順を終了する。

【0192】図39は、実体化集約データキューブの最適集合再計算処理3901の手順を示すフローチャートである。この処理では、更新契機を示すフラグを使用する。以後、このフラグを更新契機フラグと呼ぶ。更新契機フラグは、任意の判定基準によって、実体化集約データキューブ集合を更新する時期と判定した場合に立てるフラグである。ここで、判定基準の一例を説明する。集約データキューブテーブル1600の参照頻度1605の前回と現在の参照頻度について、全エントリの参照頻度の合計に対する各エントリの参照頻度の比率を求める。次に、各エントリについて、参照頻度の比率の現在と前回との差を求め、全エントリの差の合計が、任意のしきい値を超えたときに更新契機と判定する。

【0193】ここから、実体化集約データキューブの最適集合再計算処理3901の手順を説明する。まずステップ3902で、更新契機フラグが立っているかどうかを判定し、立っていればステップ3903へ進み、立っていなければ本手順を終了する。

【0194】ステップ3903では、集約データキューブテーブル1600の全エントリの参照頻度1605と有効セル数1603を取得し、ステップ3904へ進む。ステップ3904では、参照頻度と有効セル数を使った任意のアルゴリズムにより、最適実体化集約データキューブ集合を決定し、ステップ3905へ進む。アルゴリズムの一例として、参照頻度1605の現在の参照頻度を有効セル数の重みとし、要求時に生成する集約データキューブを最小の計算コストで生成できるように実体化する集約データキューブを決定する方法がある。

【0195】ステップ3905では、最適実体化集約データキューブ集合を決定した結果、集約データキューブテーブル1600の実体化状態識別コードを、以下に示す規則で更新する。

【0196】(1) 非実体化状態であったが実体化することが決まった集約データキューブの実体化識別コード→実体化待ち状態

(2) 実体化状態であったが実体化しないことが決まった集約データキューブの実体化識別コード→削除待ち状態

(3) 実体化待ち状態であったが実体化しないことが決まった集約データキューブの実体化識別コード→非実体化状態

(4) 削除待ち状態であったが実体化することが決まった集約データキューブの実体化識別コード→実体化状態更新を終えた時点で、本手順を終了する。

【0197】図40は元データ解析とデータベース管理情報初期化に関する処理ブロック構成を示す。元データファイル4030は、多次元データベース管理システムに格納される元データを保持する。元データはセルデータに変換される前のデータである。データ解析4001は元データのデータ分布を解析し、多次元データベーステーブル1300、次元メンバテーブル1431、ブロック化メンバ範囲テーブル1700、集約データキューブテーブル1600、データキューブテーブル1500等を作成する。

【0198】データベース初期化4002はデータ解析が解析した上記の解析情報とデータモデル定義に従い、BES側にあるBESデータベース初期化4010から4012と連携してあらかじめ多次元ブロックインデクス(1131、4041、4042)やキューブデータ(1140、4043、4044)、オーバフローファイル等のデータベース構造を作成する。

【0199】辞書4021はデータ解析時に作成されたテーブル群を格納、保持する。DDS4020は辞書进行管理するデータ辞書サーバであり、データ解析で作成したテーブル群の辞書への格納やデータベース初期化やデータロード処理で必要とするテーブルの検索を行う。

【0200】図41は元データのロードに関する構成である。ローダ4101はデータモデル定義とデータ解析で作成した多次元データベーステーブル1300、ブロック化メンバ範囲テーブル1700、集約データキューブテーブル1600、データキューブテーブル1500に基づいて、元データファイル4001を読み込み、BES側に存在するBESローダ(4110、4111、4112)と連携して多次元ブロックインデクス(1130、1131、4043、4044)にBESID、ページIDを格納し、キューブデータ(1131、4041、4042)にセルデータを格納する。

【0201】図42は多次元データベース管理システムが管理する物理記憶構成を格納するテーブル構成である。物理記憶構成テーブル4200は辞書に格納される。サーバID4201はFES、BESのIDである。デバイス名称4202は各物理記憶媒体の識別名である。空き容量4203はデバイス名称で識別される記憶媒体の使用可能な空き領域容量である。空き領域へのポインタ4204はその空き領域の最初のページIDを持つ。

【0202】データロード処理は以下の3つのフェーズからなる。

(1) データ解析

元データのデータ分布、データ件数、各次元のメンバの数、メンバの値等を元データから解析する。

(2) データベース初期化

データ解析の解析結果を利用して多次元データベースや集約キューブデータを格納する格納構造を事前に作成する。

(3) データロード

元データをキューブデータに格納する。

【0203】以下各フェーズの内容をフローチャートを用いて説明する。図43は元データ解析処理手順を示すフローチャートである。元データ解析4300はユーザパラメタを読み込む(4301)。ユーザパラメタは、どの多次元データベースモデルの元データを解析するか、どの元データファイルを解析の対象とするか、解析対象元データ数等を指示する。尚、本実施例ではすべての元データを解析対象とする。

【0204】ユーザパラメタから処理対象の多次元データモデルテーブルとそれに関連する次元テーブルと次元メンバテーブルを辞書から取得する(4302)。次元メンバテーブルは多次元データベースモデルを定義した段階でユーザが定義する場合とデータ解析により次元メンバテーブルを自動的に生成する場合がある。定義されている場合は、その内容に基づいて処理を行う。未定義の場合はメンバ情報を取得するために、一度元データを解析し、次元メンバテーブルを作成、辞書に格納する。

【0205】次元メンバテーブルから、各次元、階層レベルが持つメンバ数を調べ、元データの統計情報を取得するために各次元の組合せについて多次元論理データ空間ビットマップ記憶領域を割当てる。多次元論理データ空間ビットマップ記憶領域は1ビットで多次元論理データ空間の座標を示すビットマップであり、その多次元論理データ空間の疎密率(=有効な(実在する)座標の個数÷多次元論理データ空間の座標の個数)を得るために生成する。各次元の組合せにおいて、メンバ数が大量であったり次元組合せ数が大きく任意の記憶容量を超える場合、生成可能な次元組合せの多次元論理データ空間ビットマップ記憶領域のみを作成する(4303)。

【0206】元データ統計情報取得処理4400は上記生成された各次元の多次元論理データ空間ビットマップを渡され、ビット設定された多次元論理データ空間ビットマップと解析データ件数を返す。また多次元論理データ空間ビットマップからそれに対応する集約キューブデータの疎密率を計算される(4400)。

【0207】集約データキューブテーブルとデータキューブテーブルを作成し、集約データキューブの各エントリ毎に疎密率を計算する。その疎密率を評価基準として最適な実体化対象を選択し、集約データキューブの実体化状態識別コードに実体化の設定を行う(4305)。

【0208】上記決定後、格納構造の決定を呼び出し、集約データキューブテーブルの各対象に対して格納構造の決定を行い、データキューブテーブルに格納する(4500)。集約データキューブテーブル、データキュー

ブテーブルを辞書へ格納し(4306)、データ解析を終了する。

【0209】図44は元データの統計情報を取得手順を示すフローチャートである。元データ件数をカウントするためのカウンタを初期化する(4401)。元データファイルから一件元データを読む(4402)。元データが終了か否か判定する(4403)。元データがあるならば、元データの持つフィールドに対応する次元の各メンバ値に対応するメンバIDをそれぞれ決定し、セルIDを計算し、生成している多次元論理データ空間ビットマップの対応する座標上のビットを設定する(4404)。

【0210】元データ件数を1件増分し次の元データを読む(4405)。元データが終了した場合、元データ件数を元データ統計情報取得を呼び出した要求者に返却する(4406)。

【0211】生成された多次元論理データ空間ビットマップに関してその有効件数をカウントし各集約データキューブ毎に疎密度を一時記憶領域に記憶する。カウントされなかった集約データキューブに関しては実在する集約データキューブから予測疎密度を計算し上記同様に一時記憶領域に記憶し、本処理ユニット要求者に返却する(4407)。

【0212】図45は格納構造の決定処理手順を示すフローチャートである。集約データキューブと多次元論理データ空間ビットマップを入力として以下の処理を集約データキューブ数分繰り返す。

【0213】対象集約キューブデータの実/予測疎密度が任意敷居値を超えるか否かを判定する。ここで任意敷居値はその多次元論理データ空間における有効な座標の数が多次元論理データ空間の座標の数に近い場合、ほとんどの座標にデータが存在すると判定し、格納形式を選択することを判定するための値であり、データ容量や生成時間等を考慮して決定する(4501)。

【0214】多次元論理データ空間の座標数に対して任意敷居値を超える有効座標がある場合、データキューブテーブルの格納形式コードを線形配置型とする(4502)。多次元論理データ空間の座標数に対して有効座標が任意敷居値を超えない場合、データキューブテーブルの格納形式コードを圧縮配置型とする(4503)。上記を素キューブデータならびに集約キューブデータに適用する。

【0215】図46、図47を用いてデータロード処理手順について述べる。実体化対象集約キューブデータの要約計算は先に述べた要求時集約計算処理と同様の処理で行われる。物理記憶構成テーブル、多次元データベーステーブル、次元メンバテーブルを辞書より取得する(4601)。

【0216】データ解析で求めた元データ件数から各BESへの平均分割件数を決定する(4602)。BES

平均分割件数をパラメタとしてFES次元メンバ範囲生成を呼び出し、FES用ブロック化メンバ範囲テーブルを生成する(4800)。上記で生成したFES用ブロック化メンバ範囲テーブルを辞書に記憶する(4604)。

【0217】各BES毎のページ当たり平均データ件数を決定する(4605)。ページ当たり平均データ件数をパラメタとしてBES次元メンバ範囲生成を呼び出し、BES用ブロック化メンバ範囲テーブルを生成する(4800)。上記で生成したBES用ブロック化メンバ範囲テーブルを辞書に記憶する(4604)。

【0218】FES、BES用のブロックインデックスを割当て、初期化するために上記で作成したブロック化メンバ範囲テーブルを各FES、BESで稼動するデータベース初期化処理に転送し、FES、BES用多次元ブロックインデックスを作成する。(4701)

上記により、FES、BESの多次元ブロックインデックスとキューブデータの格納構造を初期化する。データロードは格納構造が初期化した後に元データを格納する。

【0219】最初にBES用作業領域を確保する。本領域はFES側で各BESに元データを分配する時の元データの一時的なバッファとして用意し、BES個数分確保される(4704)。

【0220】元データファイルから元データを読む(4705)。元データ読み込みが終了したか否か判定する(4706)。

【0221】元データ読み込みが終了していなければ読み込んだ元データ上の次元に対応するフィールドの値を次元メンバテーブルを参照してメンバIDに変換する。元データ上に存在する各次元について上記処理を適用する。各次元のメンバIDが決定したならば、各次元のメンバIDについてFESのブロック化メンバ範囲テーブルを参照してブロック座標を決定し、FES多次元ブロックインデックスを参照して、元データの格納場所を決定する(4707)。

【0222】上記で決定したメンバIDからセルIDを計算する(4708)。元データ上に存在する次元に対応するフィールドを削除し、上記で決定したセルIDを付与してセルデータ化する(4709)。セルデータを格納BESに対応するBES用作業領域へ複写する(4710)。

【0223】上記作業領域が満杯か否か判定する(4711)。満杯でなければ次の元データを読む(4705)。満杯であれば、対応するBESへ同作業領域データを転送し、BESキューブデータの生成を行い(5100)、次の元データを読み出す(4705)。元データ終了判定(4706)において、元データが終了したと判断された場合、各BES用の作業領域上に残っているセルデータを転送し、残りのセルデータによるBESキューブデータ生成を行う(5100)。上記終了後、

各BES用作業領域を解放し(4714)、データロード処理を終了する。

【0224】図48はブロック化範囲テーブル生成を示すフローチャートである。ブロック化範囲テーブルを作成する次元の個数をカウントする次元カウンタを初期化する(4801)。ある次元のブロック化範囲個数をカウントする範囲カウンタを初期化する(4802)。処理対象次元の範囲当たりデータ件数を計算する(4803)。元データ次元メンバテーブルを参照し、範囲当たりデータ件数まで各メンバ毎の件数をカウントする(4804)。

【0225】上記範囲を範囲カウンタのブロック化範囲としてブロック化メンバ範囲テーブルに記憶し、範囲カウンタを1増分する(4805)。範囲カウンタが最大範囲数を超えるか否か判定する(4806)。もし超えない場合、次のブロック化メンバ範囲の件数をカウントする(4807)。超えた場合、次元カウンタを1増分する。次元カウンタが多次元数を超えるか否か判定する(4808)。もし超えない場合、次の次元のブロック化メンバ範囲を決定する。超えた場合、次元メンバ範囲テーブル生成を終了する。

【0226】図49は多次元ブロックインデクスの生成処理手順を示すフローチャートである。多次元ブロックインデクスは各次元のブロック範囲値の積で決定された多次元ブロックインデクスの任意座標から参照されるBESIDやページIDからセルデータ集合を決定するインデクス機能として利用する。また多次元ブロックインデクス生成はFES多次元ブロックインデクス、BES多次元ブロックインデクスの生成に利用され、FES、BESで稼動する処理である。

【0227】多次元ブロックインデクスの生成では、ブロック化メンバ範囲テーブルと、FES、BESの処理サーバ種別を入力パラメタとする。ブロック化メンバ範囲テーブルの各次元の範囲の個数の積とページ長、ページヘッダ長、BESID長またはページID長から、多次元ブロックインデクスの容量を計算する(4901)。上記で決定した容量分、多次元ブロックインデクスを記憶媒体に割当てて(4902)。

【0228】生成サーバ種別を判定する(4903)。生成サーバ種別がFESの場合、多次元ブロックインデクスのセルにBESIDを対角割当てし(5000)、処理を終了する。

【0229】生成サーバ種別がBESの場合、ブロック化メンバ範囲テーブルの各次元の範囲の個数の積からキューブデータ、オーバフローデータの容量を計算する。BES用多次元ブロックインデクスのセル数とキューブデータのページ数は1対1になるように範囲を選択する。よってBES用多次元ブロックインデクスのセル数×キューブデータページ長をキューブデータ容量とする(4905)。キューブデータ、オーバフローデータを

記憶媒体の記憶領域に上記容量分割当てる(4906)。割当てた多次元ブロックインデクスのセルにキューブデータのページIDが対角上に割当てられるようページIDを設定し(5000)処理を終了する。

【0230】図50は対角割当て手順を示すフローチャートである。対角割当てについて述べる。本処理の例を図12で示した。以下詳細を述べる。資源割当て次元を決定する(5001)。本例では単純に次元IDの最も若いものを資源割当て次元と仮定する。資源割当て次元の機能は線形性を持つ資源との対応関係を割当ててことで、次元メンバの追加の少ない次元を選択するのが望ましい。

【0231】資源の初期割当てを行う(5002)。図12では以下のように割当てた。

商品次元の初期資源割当て

ブロックID(1、1、1)→資源番号1

ブロックID(2、1、1)→資源番号2

ブロックID(3、1、1)→資源番号3

マーケット次元の初期資源割当て

ブロックID(1、1、1)→資源番号1

ブロックID(1、2、1)→資源番号2

ブロックID(1、3、1)→資源番号3

期間次元の初期資源割当て

ブロックID(1、1、1)→資源番号1

ブロックID(1、1、2)→資源番号2

ブロックID(1、1、3)→資源番号3

この例の場合、ブロックID(1、1、1)から各次元のブロックID方向に順番に資源を割当てて。割当てた資源がなくなった場合、最初の資源番号から割当て直す。

【0232】次に次元IDカウンタiを初期化する(5003)。次元IDカウンタiのブロックカウンタjを初期化する。ブロックカウンタは多次元ブロック化メンバ範囲テーブル1700の次元メンバ範囲テーブル1705の各エントリを示すカウンタである(5004)。次元IDi以外の次元のブロックカウンタを初期化する。i以外のブロックカウンタは対角座標を決めるためのカウンタである(5005)。上記により対角割当てを行うためのブロック初期座標が決められる。

【0233】ブロック初期座標が決まると、その初期座標に先の初期割当てで割当てた資源番号を現資源番号として保持する(5006)。次元IDi以外の全次元のブロックカウンタを1増分しブロックIDの対角移動を行う(5008)。

【0234】各次元のブロックカウンタからブロックIDを計算し、同ブロックIDの資源に現資源番号を割当て、割当て次元に沿った隣接ブロックが異なる資源となるように資源を割当てて(5007)。図12では対角座標(2、2、2)の資源番号1が割当てられると、資源割当て次元に沿って資源を割当てて。

【0235】本処理ではブロックIDに割当てられた資源について割当て次元の上位方向については現資源番号より1つ小さな資源番号を付与し、下位方向については現資源番号より1つ大きな資源番号を付与する。同資源番号付与を繰り返すことで割当て次元に沿って資源が割当てられる。

【0236】次にi以外の次元のブロックカウンタが各次元のブロック化メンバ範囲の個数より小さいか否か判定し、対角座標割当て可能な範囲の判定を行う(5009)。範囲内でない場合、5008の対角座標移動を行う。範囲外になった場合、現在割当てを行っている次元ID iのブロックカウンタjを1増分する(5010)。

【0237】jが次元ID iのブロック化メンバ範囲個数以下か否か判定し次元iのブロック化メンバ範囲個数内か否か判定する(5011)。もし範囲内でなければ5005の次元ID i以外のブロックカウンタ初期化を行う。範囲外の場合、次の処理対象次元IDを決めるため、次元IDカウンタiを1増分する(5012)。次元IDカウンタが次元数以下か否か判定し、全次元についての対角割当てが終了したか否か判定する(5013)。全次元の割当てが終了していなければ、5004の次元ID iのブロックカウンタ初期化を行い、終了していれば対角割当て処理を終了する。

【0238】上記では単純に資源番号を資源に割当てることで対角割当てを行う処理を説明した。図49の多次元ブロックインデックスの生成4900ではFES、BESの多次元ブロックインデックスの対角割当てに本処理が呼び出される。FESの場合、上記の資源番号がBES IDに対応する。BESの場合、ページIDを対角に割当てる必要があるため、上記の資源番号は物理記憶構成テーブルのエントリ番号に相当する。ページIDの取得は割当てた資源番号から決まる物理記憶構成テーブルのエントリ番号に対応する空き領域へのポインタ4204から1ページ分ページIDを取得する。物理記憶構成テーブルの処理対象エントリの空き領域ポインタ更新と空き容量4203の更新を行うことで次のページ取得時に異なるページIDを返す。

【0239】また、対角上に並ぶブロックIDを連続したページに割当てる場合、対角の割当てを優先的にを行い、上記ページ取得を行ってページIDを付与した後、割当て次元に沿った資源割当てを行うことで、対角座標が連続的ページIDに配置されることを保証する。

【0240】図51はBES多次元キューブデータ生成処理手順を示すフローチャートである。BES多次元キューブデータ生成処理は全セルデータを多次元キューブデータまたはオーバフローページ中に格納後、セルIDによるソートでセルデータを多次元ブロックインデックスで示されるページ位置に格納する。FESからのデータを受信する(5101)。FESからの最後のデータ登

録か否か判定する(5102)。最後のデータ登録でない場合、FESから転送されたセルデータ群をハードディスク上の作業領域に格納して(5111)、再度FESからのデータ受信を待つ。

【0241】FESからのデータを全て受信した場合、キューブデータへのデータロードを開始する。最初にハードディスク上の作業領域をn個に分割する(5103)。n個の作業領域をそれぞれセルIDでソートする(5104)。n個の作業領域のすべてのセルデータ参照が終了したか否かの判定を行う(5105)。すべての参照が終了した場合、BES多次元キューブデータの生成は終了する。すべての参照が終了していない場合、以下を行う。

【0242】ソートされたハードディスク上の作業領域に対してトーナメントスキャンを行い、最小のセルIDを持ったセルデータを取得する(5106)。取得したセルデータを持っていたn分割作業領域の次の参照は参照セルデータの次のセルデータとなる。次にセルIDに対応するページを多次元ブロックインデックスより取得する(5107)。該当ページが満杯か否かの判定を行う(5108)。この時、オーバフローページ群が既にあれば、そのオーバフローページ群に対して満杯か否かの判定を行う。既に満杯の場合、オーバフローファイルからページを取得し、多次元ブロックインデックスから取得したページにポインタを設定する。既に取得ページにオーバフローページへのポインタが設定されている場合、新たに取得したオーバフローページから古いオーバフローページへのポインタを設定する(5109)。

【0243】満杯でなかったページもしくは取得したページにセルデータを格納する。この時、対象多次元データベースモデルの格納形式に従い、線形配置型データページ形式または圧縮配置型データページ形式のいずれかの形式でセルデータをページに格納し、次のセルデータが残っているか否かの判定を行う(5110)。

【0244】

【発明の効果】本発明によれば、多次元データ分析向けのデータベース管理システムにおいて、その基本機能である多次元データの検索機能(スライス機能)と集約機能を高速化する効果がある。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明による多次元データベース管理システムの一実施例の処理ブロック構成を示す図である。

【図2】多次元データベースのデータモデル定義形式の一例を示す図である。

【図3】多次元データベースのデータモデル定義例を示す図である。

【図4】多次元データベース定義例の商品次元の次元階層を説明する図である。

【図5】多次元データベース定義例のマーケット次元の次元階層を説明する図である。

【図 6】多次元データベース定義例の期間次元の次元階層を説明する図である。

【図 7】多次元データベース定義例の素データを説明する図である。

【図 8】多次元データベース定義例の素データと集約データの関係を説明する図である。

【図 9】本発明による多次元データベース管理システムの一実施例のハードウェア構成を示す図である。

【図 10】本発明による多次元データベース管理システムの一実施例の処理ブロック構成を示す図である。

【図 11】多次元データベース格納構造を示す図である。

【図 12】セルデータ格納ページの対角割当て方法を示す図である。

【図 13】多次元データベーステーブルの構成を示す図である。

【図 14】多次元データモデル定義情報の格納形式を説明する図である。

【図 15】データキューブテーブルの構成を示す図である。

【図 16】集約データキューブテーブルの構成を示す図である。

【図 17】多次元ブロック化メンバ範囲テーブルの構成を示す図である。

【図 18】FES 多次元ブロックインデックスのデータページの構成を示す図である。

【図 19】BES 多次元ブロックインデックスのデータページの構成を示す図である。

【図 20】圧縮配置型セルデータページの構成を示す図である。

【図 21】線形配置型セルデータページの構成を示す図である。

【図 22】多次元データベース問合せ要求処理手順を示すフローチャートである。

【図 23】問合せの意味解析処理を示すフローチャートである。

【図 24】多次元データ検索実行手順を示すフローチャートである。

【図 25】多次元ブロックインデックス位置計算処理を示すフローチャートである。

【図 26】検索結果データ併合処理手順を示すフローチャートである。

【図 27】要求時集約計算処理の中間結果を FES メモリ上に格納するためのデータ構造を示す図である。

【図 28】要求時集約計算処理におけるブロック読み出し順を説明する図である。

【図 29】要求時集約計算処理の中間結果を FES メモリ上に格納するためのデータ構造を示す図である。

【図 30】要求時集約計算処理の最終結果の格納構造を示す図である。

【図 31】要求時集約計算処理手順を示すフローチャートである。

【図 32】集約計算結果格納用データ構造作成処理手順を示すフローチャートである。

【図 33】並列集約計算処理の制御手順を示すフローチャートである。

【図 34】ブロック検索範囲決定処理手順を示すフローチャートである。

【図 35】BES 側での集約計算処理手順を示すフローチャートである。

【図 36】FES 側での集約計算処理手順を示すフローチャートである。

【図 37】BES 側での最終集約計算結果の格納処理手順を示すフローチャートである。

【図 38】実体化集約データキューブの入替え処理手順を示すフローチャートである。

【図 39】実体化集約データキューブの最適集合再計算処理手順を示すフローチャートである。

【図 40】元データ解析とデータベース管理情報初期化に関する処理ブロック構成を示す図である。

【図 41】元データのロードに関する構成を示す図である。

【図 42】多次元データベース管理システムが管理する物理記憶構成を格納するテーブル構成を示す図である。

【図 43】元データ解析処理手順を示すフローチャートである。

【図 44】元データの統計情報の取得手順を示すフローチャートである。

【図 45】格納構造の決定処理手順を示すフローチャートである。

【図 46】データロード処理手順の第一部分を示すフローチャートである。

【図 47】データロード処理手順の第二部分を示すフローチャートである。

【図 48】ブロック化範囲テーブル生成を示すフローチャートである。

【図 49】多次元ブロックインデックスの生成処理手順を示すフローチャートである。

【図 50】対角割当て手順を示すフローチャートである。

【図 51】BES 多次元キューブデータ生成処理手順を示すフローチャートである。

【符号の説明】

101…問合せ端末、102…WAN・LAN、103…多次元問合せ要求処理・集約データ最適実体化処理ノード、104…多次元データベース管理情報、105…多次元ブロックインデックス、106、107、108…集約計算処理ノード、109、110、111…多次元スキャン処理・多次元インサート処理ノード、112、113、114…多次元ブロックインデックス、115…

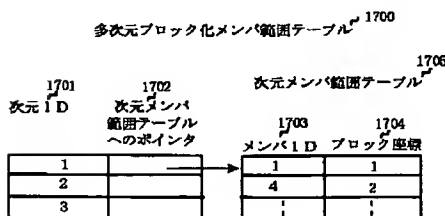
相互結合ネットワーク、801…素データ、802、803、804、805、806、807、808、809、810、811、812、813、814、815、816、817、818、819、820、821、822、823、824、825、826、827、828、829、830…集約データ、901、902、903、904…問合せ端末、905…WAN・LAN、906…プロセサ、907…ハードディスク装置、908…相互結合ネットワーク、909、910、911…プロセサ、912、913、914、915、916、917、918、919、920…ハードディスク装置、1001…問合せ端末、1002…WAN・LAN、1003…フロントエンドサーバノード、1004…多次元データベース管理情報、1005…多次元ブロックインデクス、1006、1007、1008…バックエンドサーバノード、1009、1010、1011…多次元ブロックインデクス、1012…相互結合ネットワーク、1101…フロントエンドサーバノード、1102、1103、1104、1105…バックエンドサーバノード、1111、1112、1113、1114…ハードディスク、1120…FES多次元ブロック化メンバ範囲テーブル、1121…BES多次元ブロック化メンバ範囲テーブル、1130…FES多次元ブロックインデクス、1131…BES多次元ブロックインデクス、1140…キューブデータ、1150…オーバフローファイル、1201…多次元論理ブロック空間、1202、1203、1204、1205…ブロックID、1210、1220、1230、1240…ハードディスク、1300…多次元データベーステーブル、1500…データキューブテーブル、1600…集約データキューブテーブル、2801A、2801B、2801C、2801D…多次元論理ブロック空間、2900A、2900B、2900D…BES集約計算中間結果リスト、3005A、3005B…ページ、3006A、3006B…バッファ機能付きメモリ領域。

【図2】

【図3】

cube: <モデル名> ~201
dimension: <次元名> [, <次元名>]... ~202
member: <親メンバ名>, <子メンバ名> [, <子メンバ名>]... ~203
variable: <変数名>, <データ型名> ~204
aggregation: <集約関数名> ~205

【図17】



【図4】

cube: プロセサ売上分析 ~301
dimension: 商品, マーケット, 期間 ~302
member: 商品, PC, WS ~303
member: PC, デスクトップ, ノートPC, PCサーバ ~304
member: デスクトップ, DM1, DS1 ~305
member: ノートPC, ND1, NS1 ~306
member: PCサーバ, 3100LP, 3100SP ~307
member: WS, 3050, 3500 ~308
member: マーケット, 関東, 関西 ~309
member: 関東, 東京, 千葉, 神奈川 ~310
member: 関西, 大阪, 兵庫, 京都 ~311
member: 期間, 94年度, 95年度 ~312
member: 94年, 94年度上期, 94年度下期 ~313
member: 94年度上期, 94年4月, 94年5月, ..., 94年9月 ~314
member: 94年度下期, 94年10月, 94年11月, ..., 95年3月 ~315
member: 95年度, 95年度上期, 95年度下期 ~316
member: 95年度上期, 95年4月, 95年5月, ..., 95年9月 ~317
member: 95年度下期, 95年10月, 95年11月, ..., 95年3月 ~318
variable: 売上予算, INTEGER ~319
variable: 売上実績, INTEGER ~320
aggregation: SUM ~321

【図5】

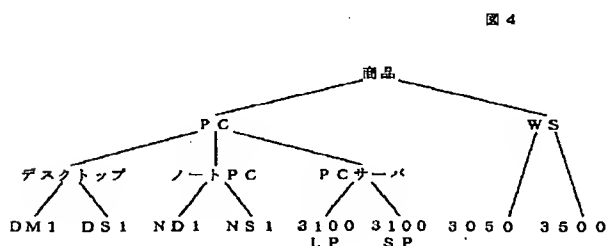


図4

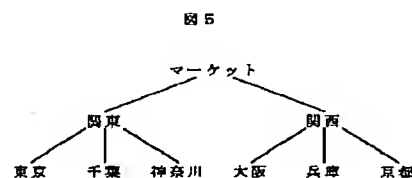
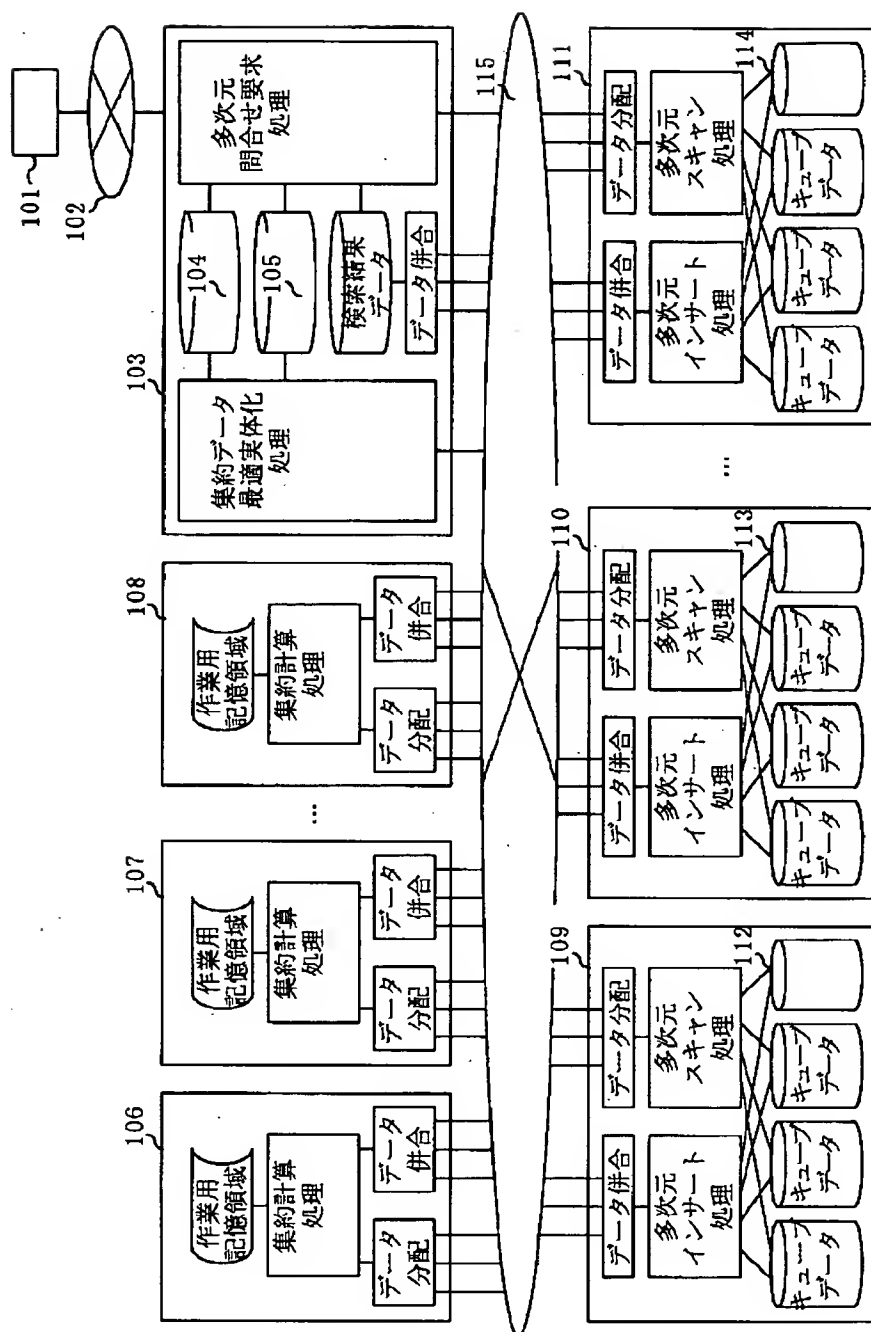
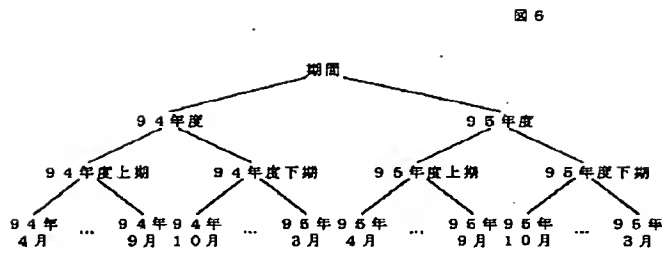


図5

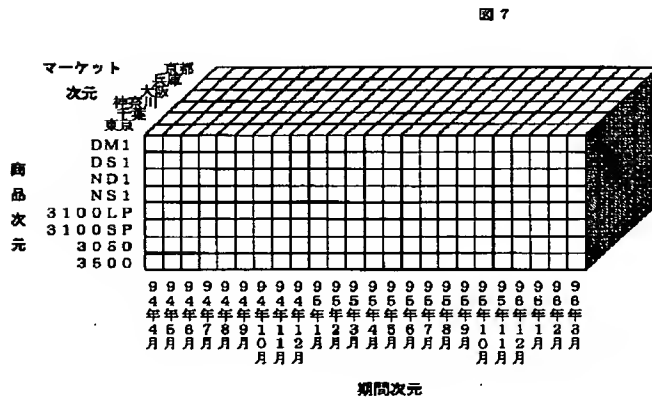
【图 1】



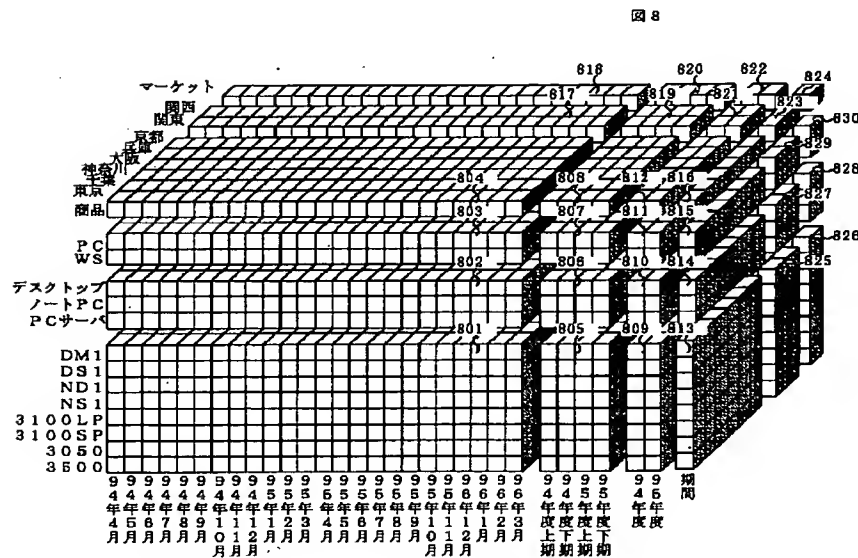
【図 6】



【図 7】



【図 8】



【図 15】

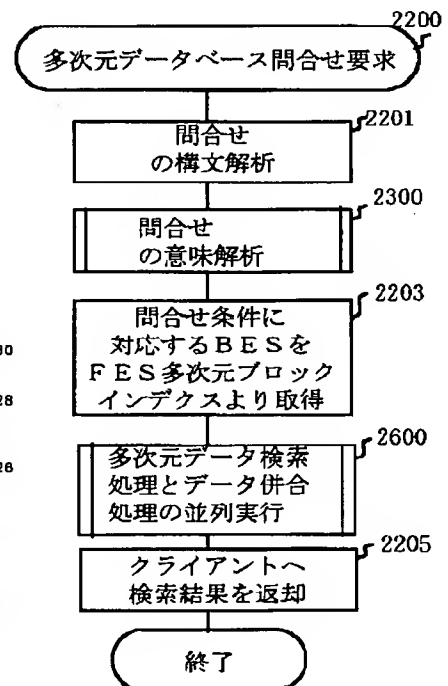
図 15

FES多次元ブロック化 メインテーブルへの ポインタ	格納形式 識別コード	FES多次元ブロックインデクス またはキューブデータへのポインタ
	0	
	0	
	1	
	0	
...
	1	

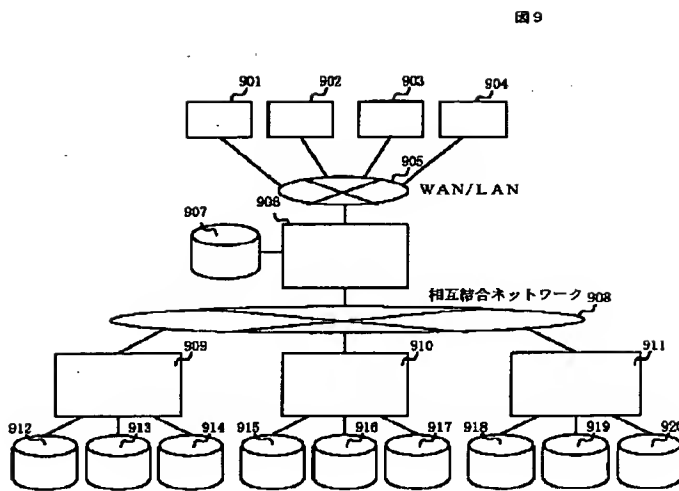
1501 1502 1503

【図 22】

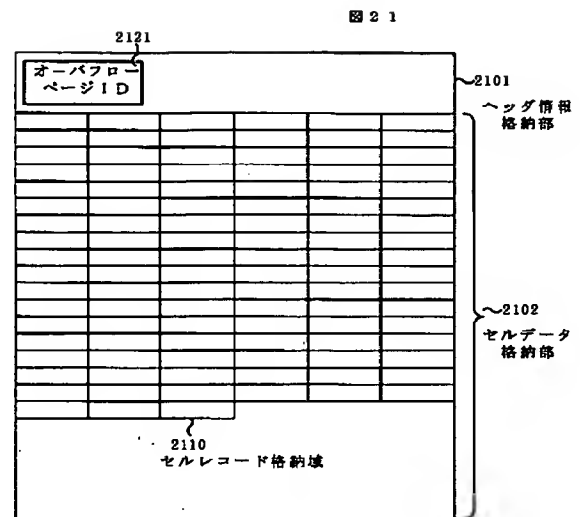
図 22



【図9】

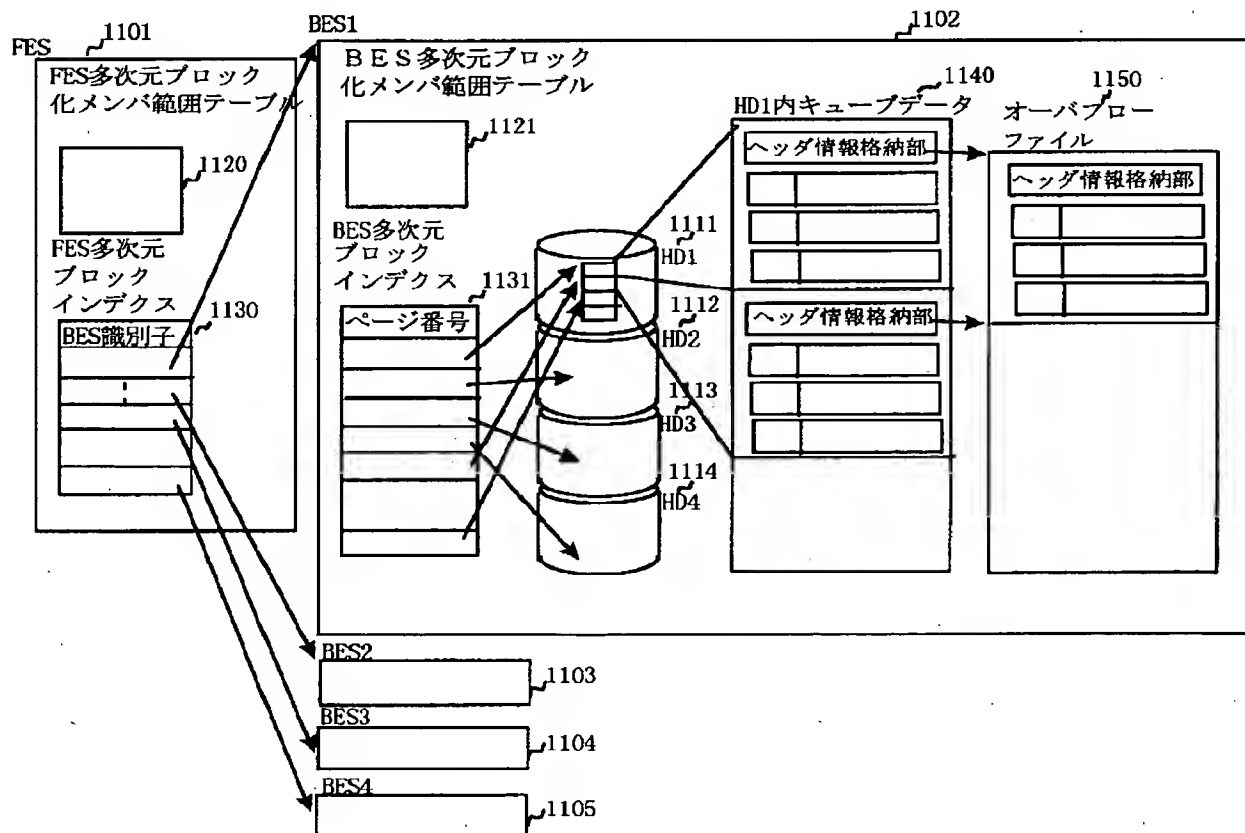


【図21】



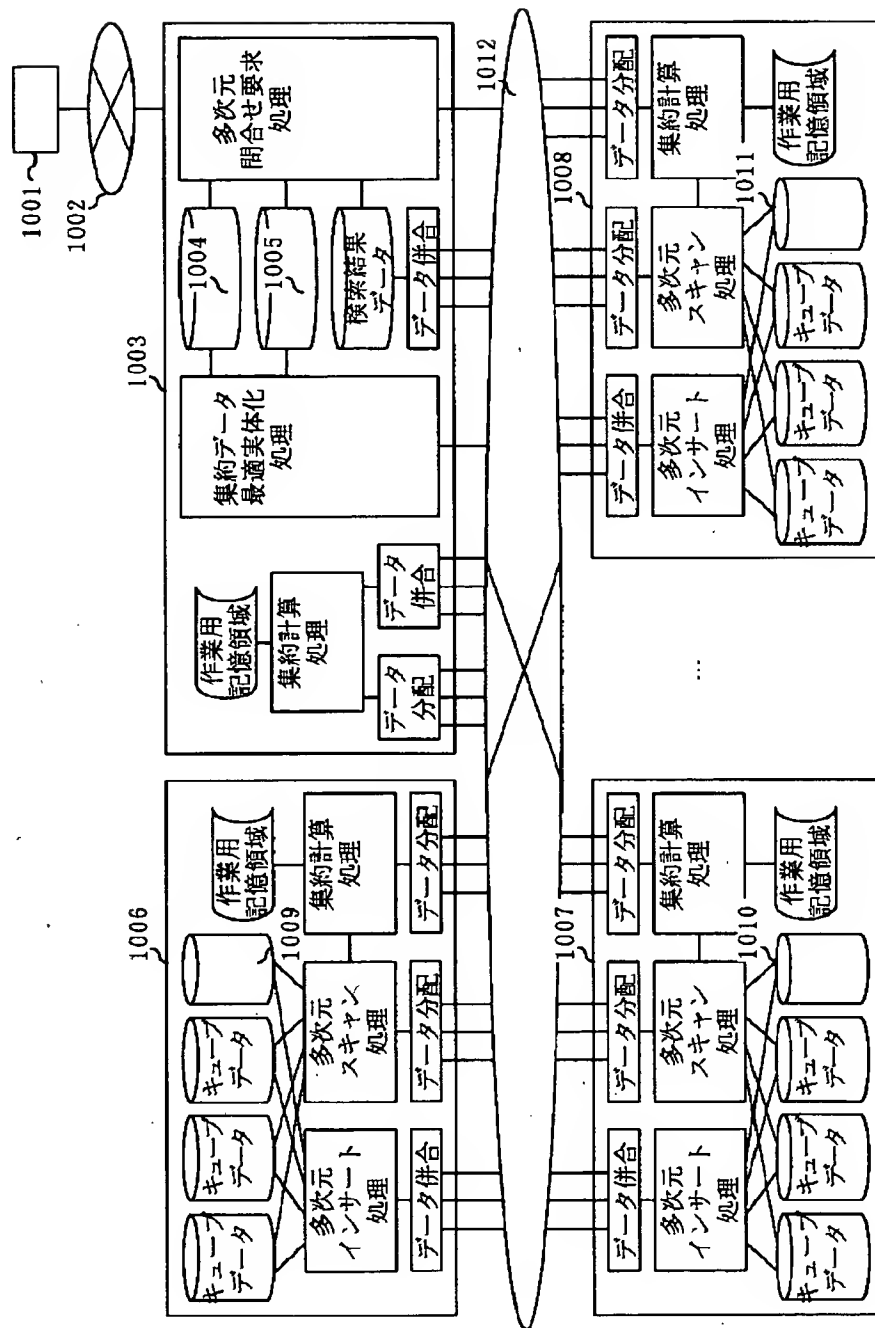
【図11】

図11

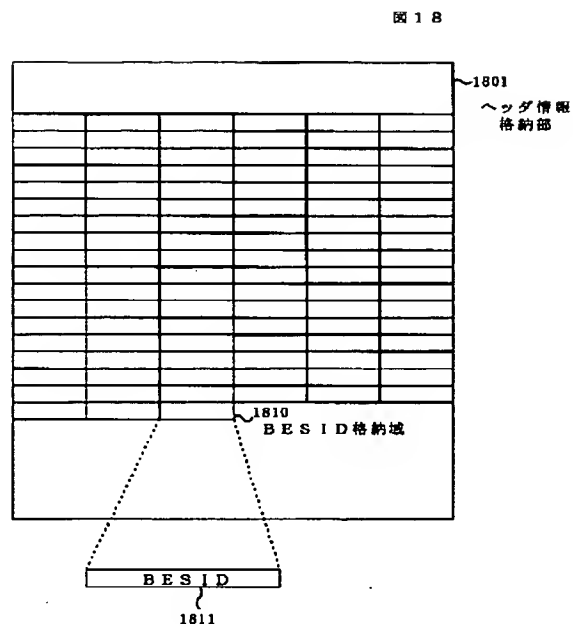


【図10】

図10

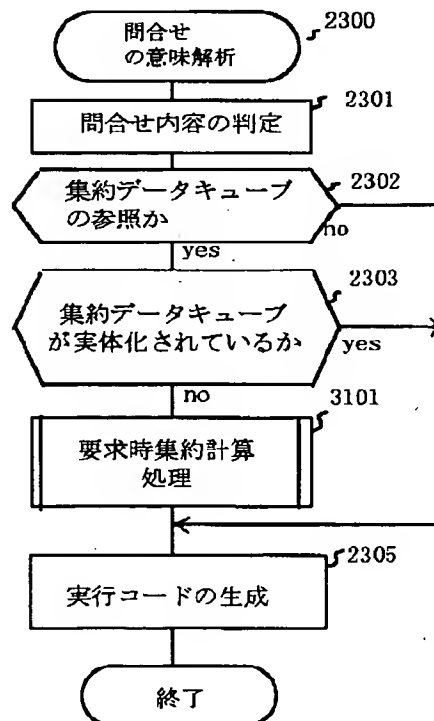
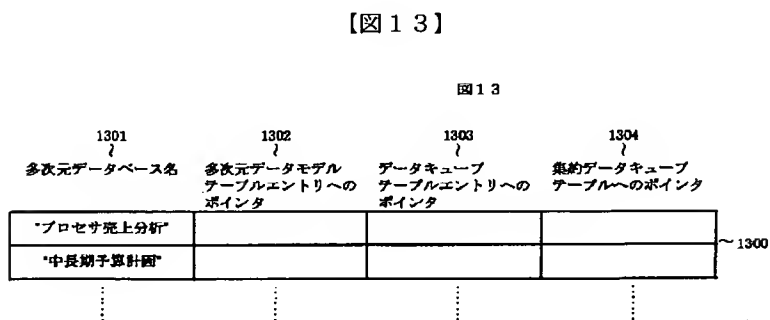


【圖 18】



【図 2 3】

图 2 3



【図14】

図14

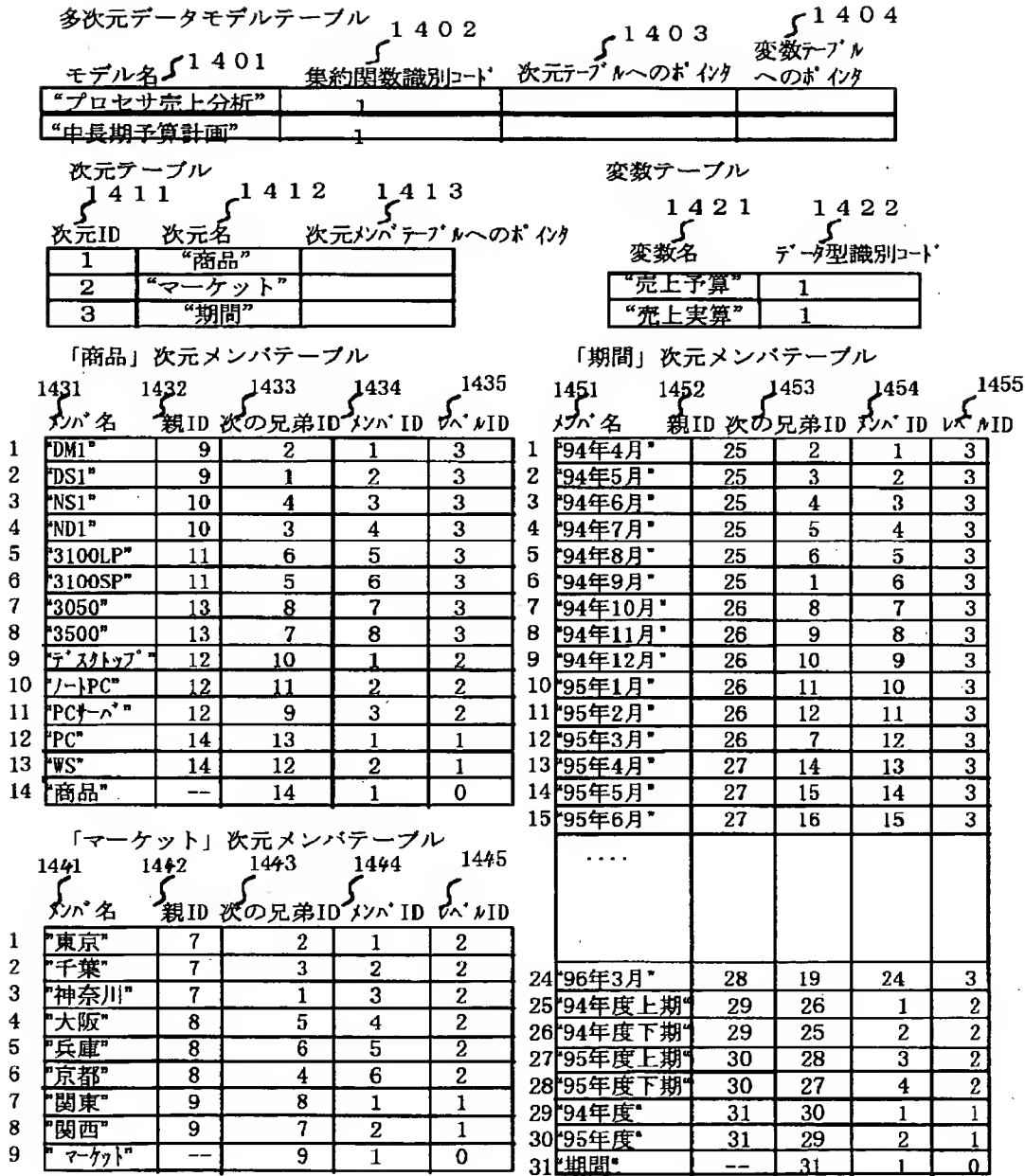


圖 16

【图 19】

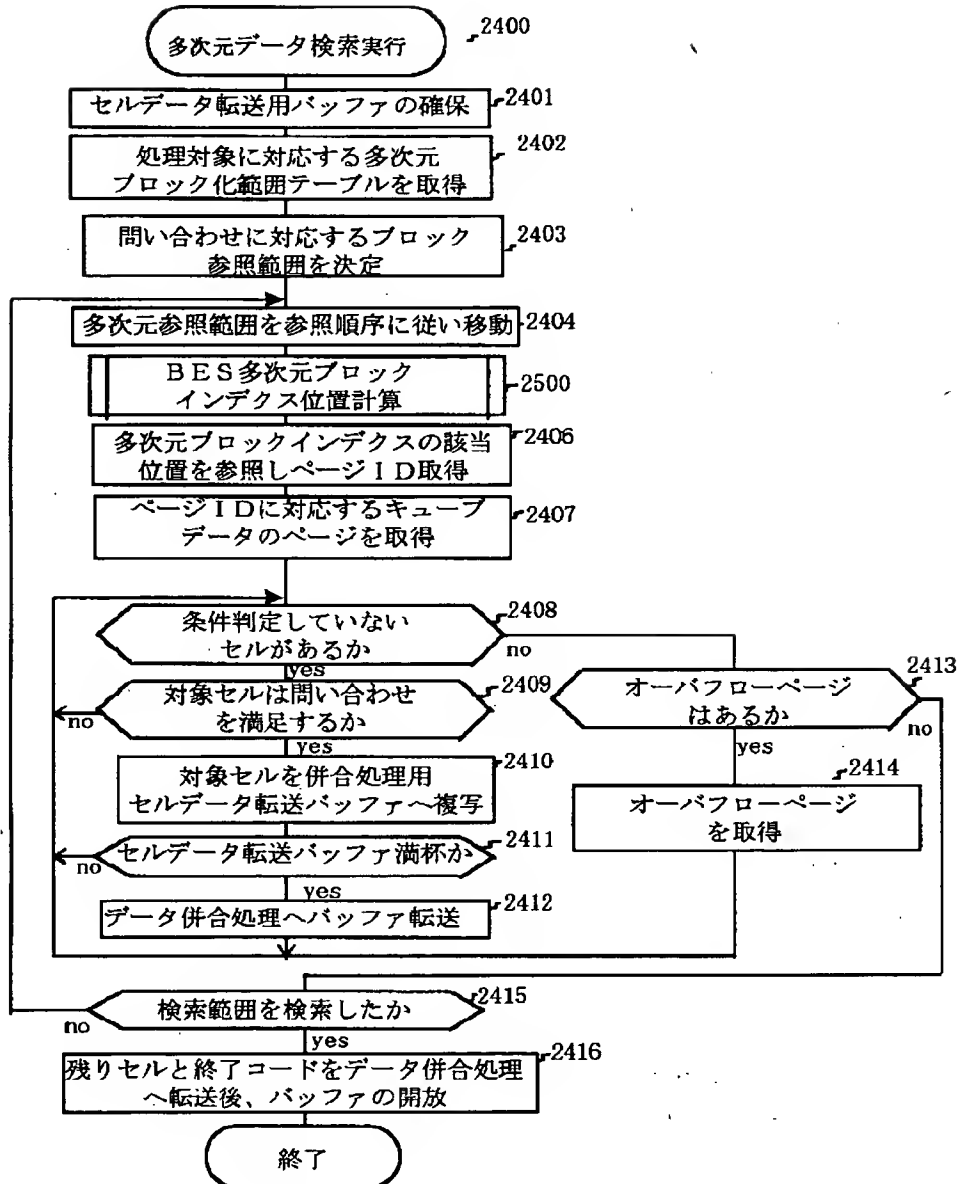
19

圖 20

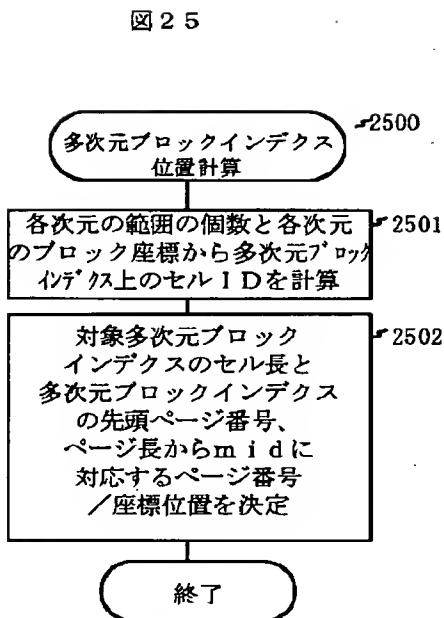
[illegible]

【図 2 4】

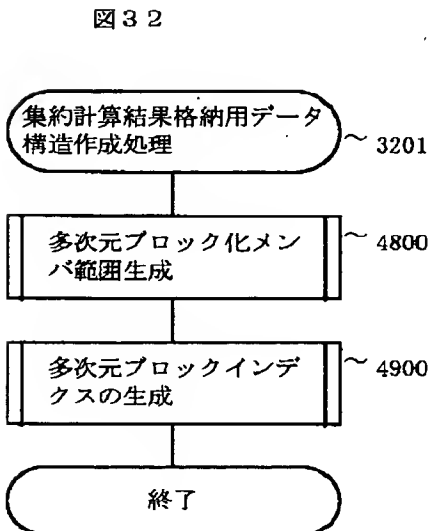
図 2 4



【図25】

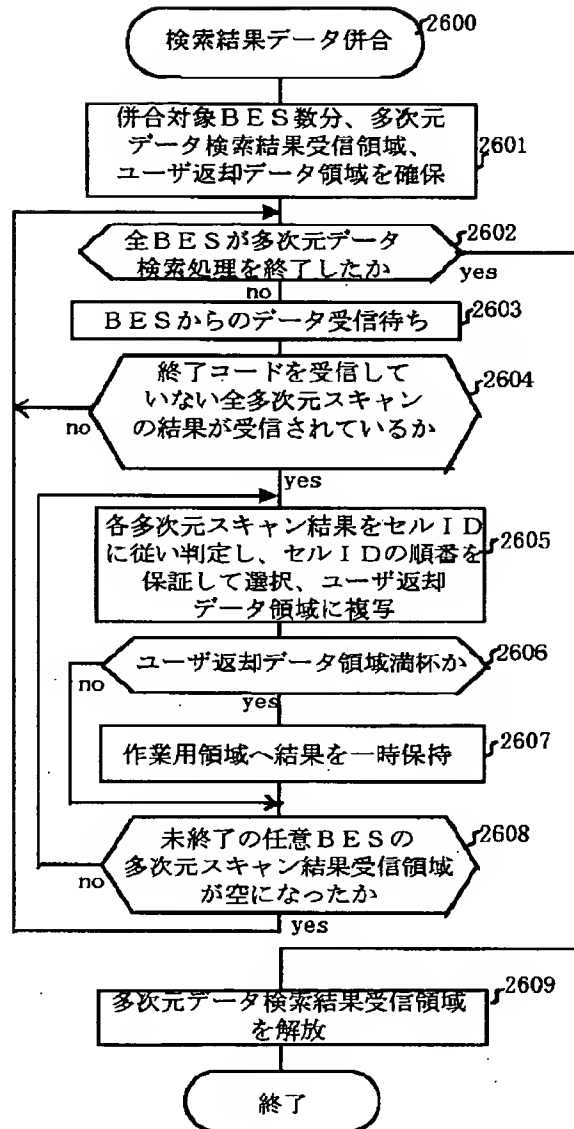


【図32】

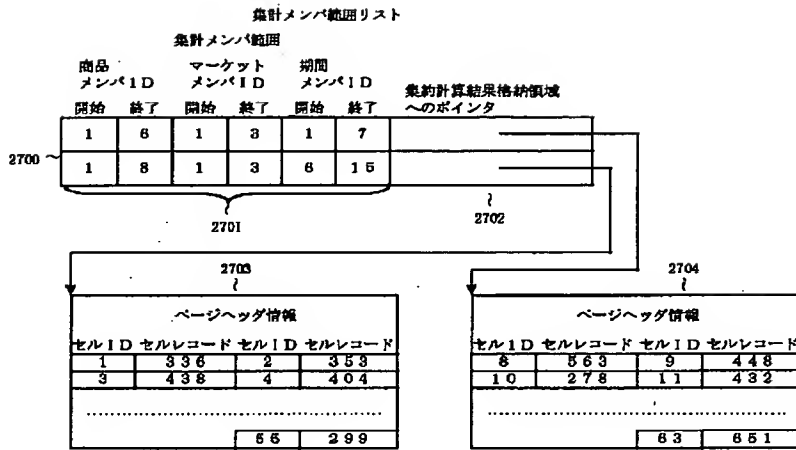


【図26】

図26



【図27】



【図28】

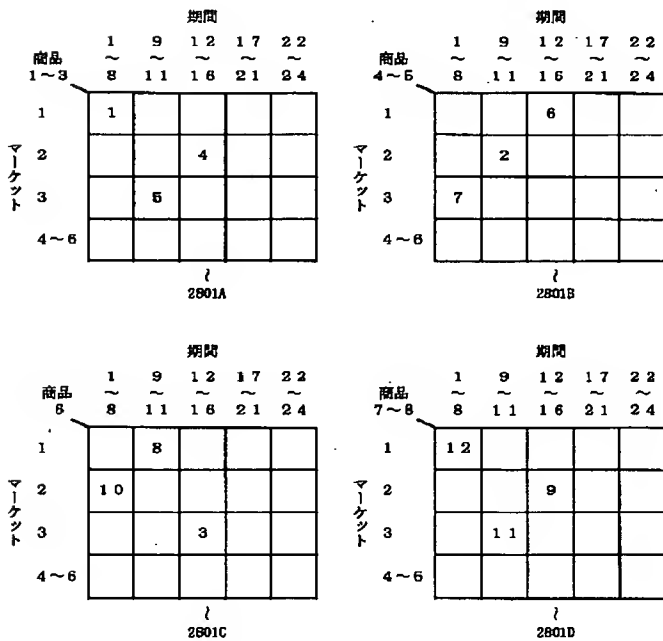
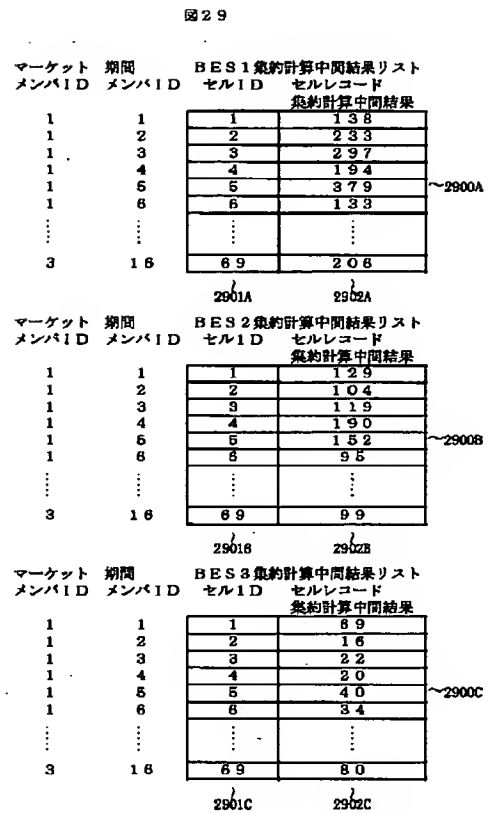
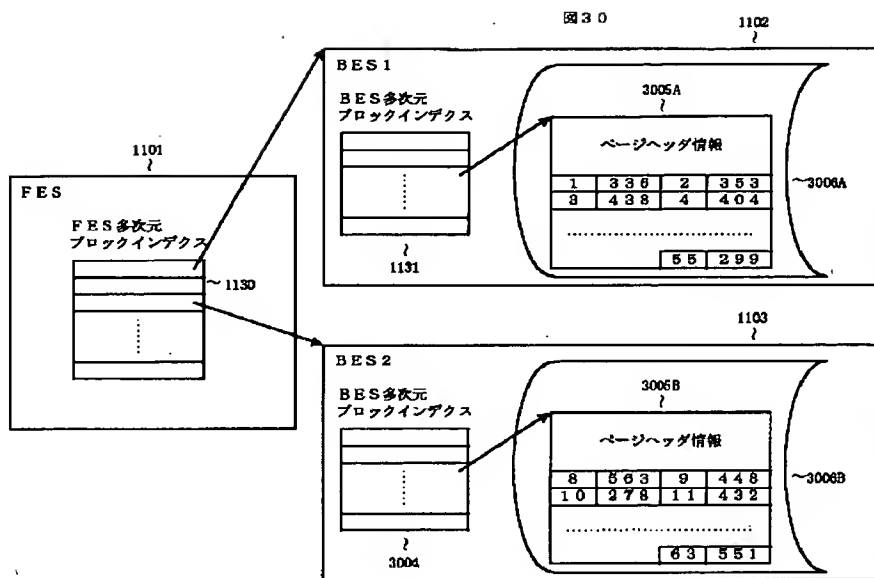


図26

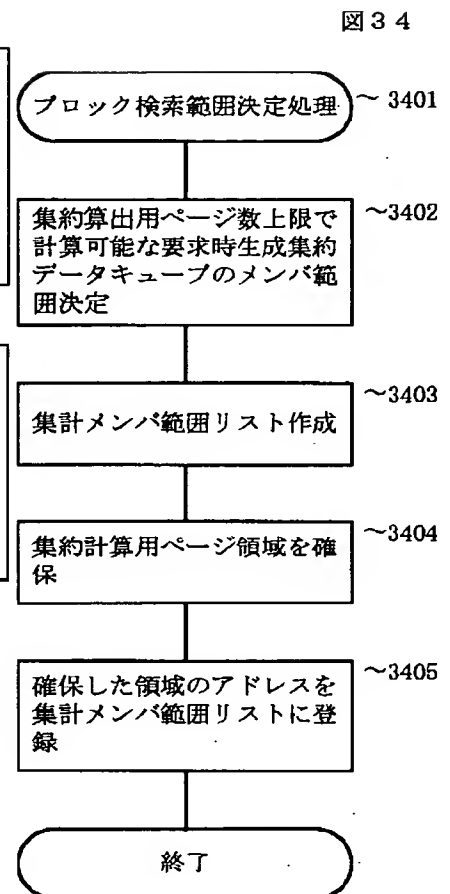
【図29】



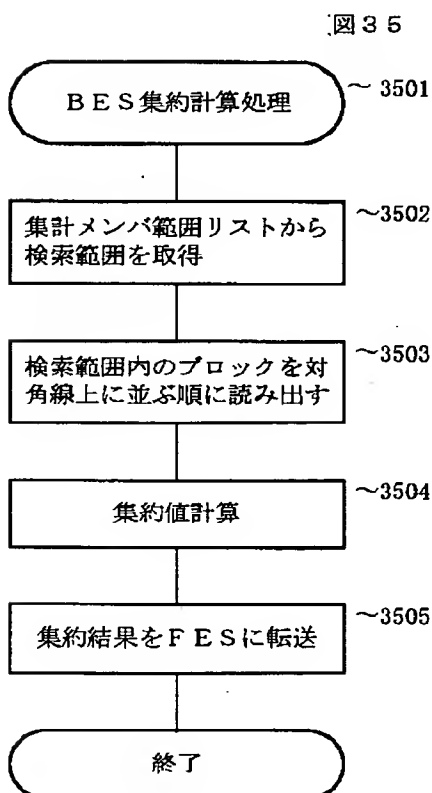
【図 3 0】



【図 3 4】



【図 3 5】



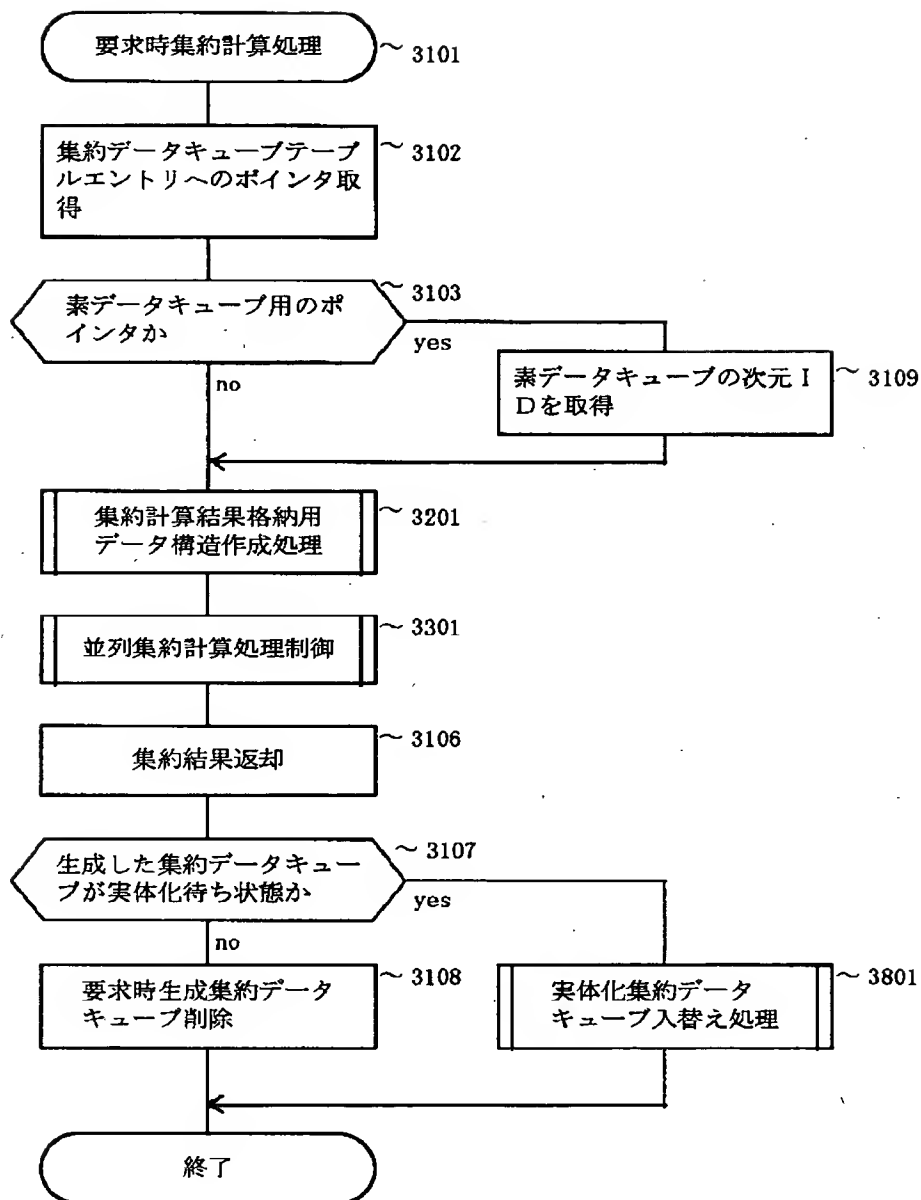
【図 4 2】

図 4 2

4200
物理記憶構成テーブル

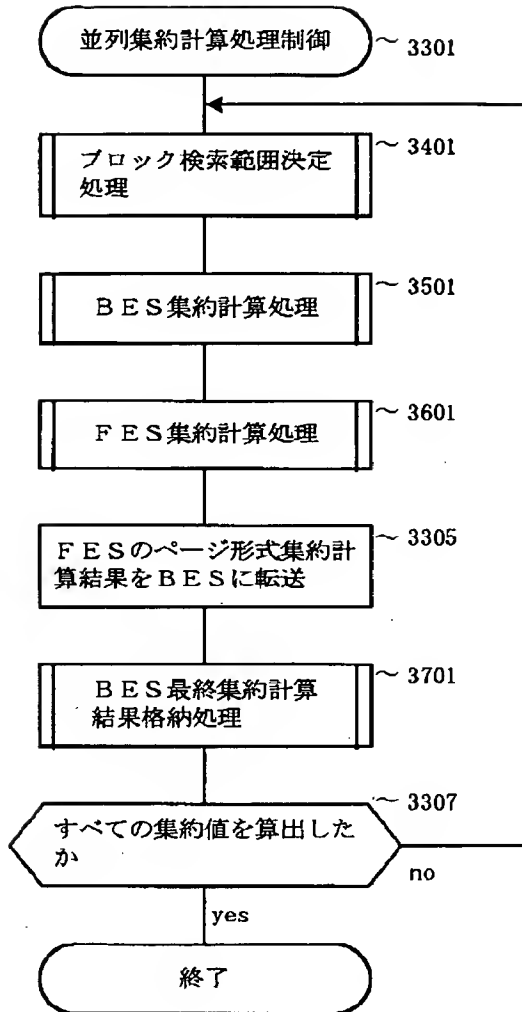
4201 サーバ ID	4202 デバイス名称	4203 空き容量	4204 空き領域への ポインタ
1	/dev/disk01	3 1 2 0 0	
1	/dev/disk02	7 0 4 0 0	
:			
2	/dev/disk01	1 0 1 0 0	
2	/dev/disk02	2 1 0 0 0	
:			
3	/dev/disk01	5 0 1 0 0	
:			

图 3 1



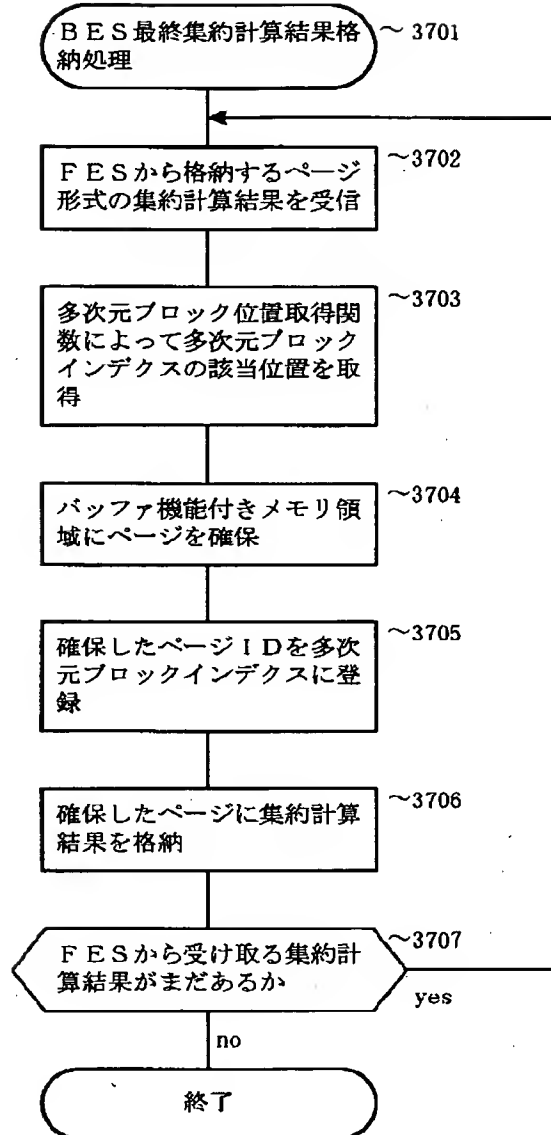
【図33】

図33



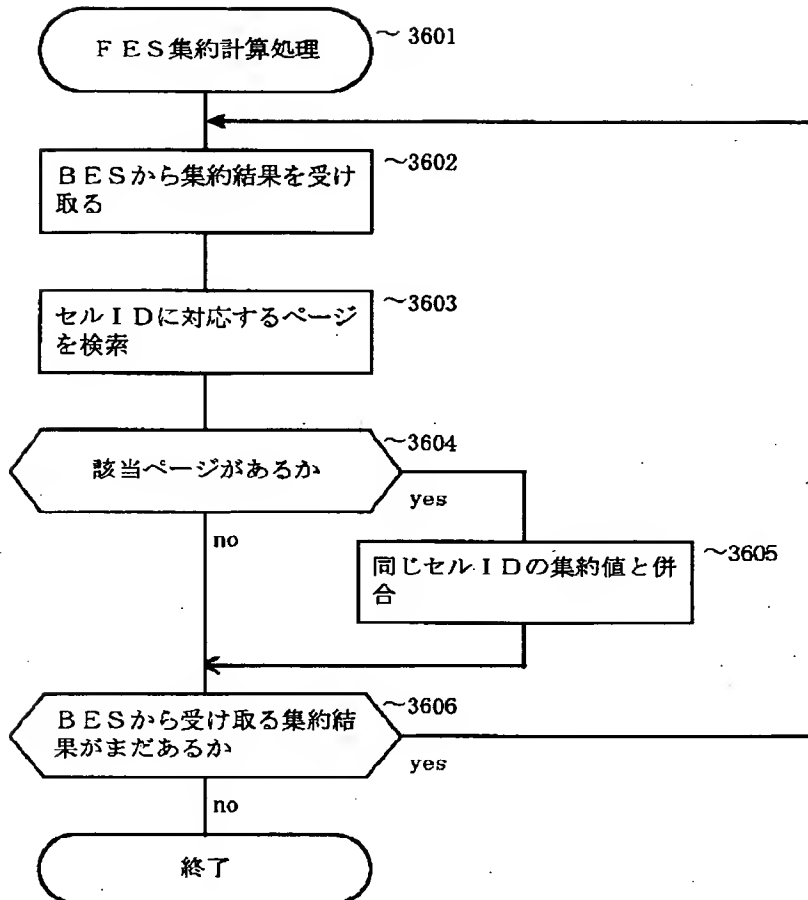
【図37】

図37



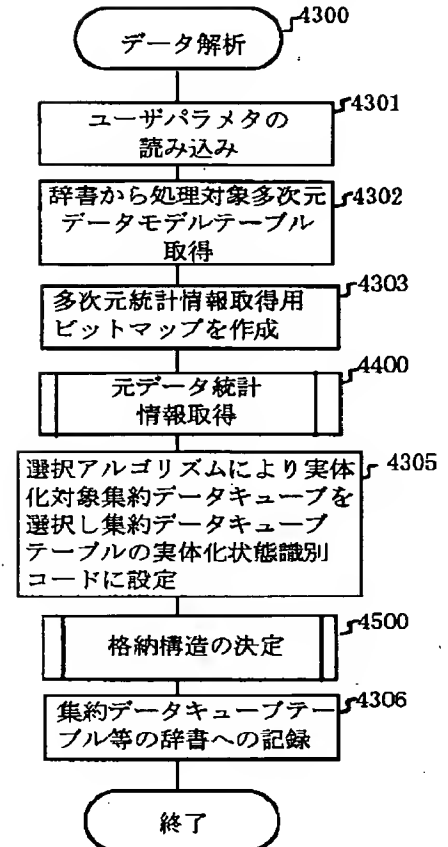
【図 3 6】

図 3 6



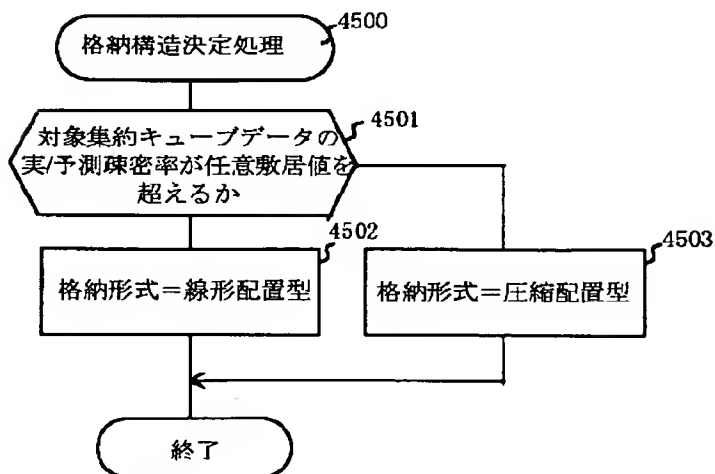
【図 4 3】

図 4 3



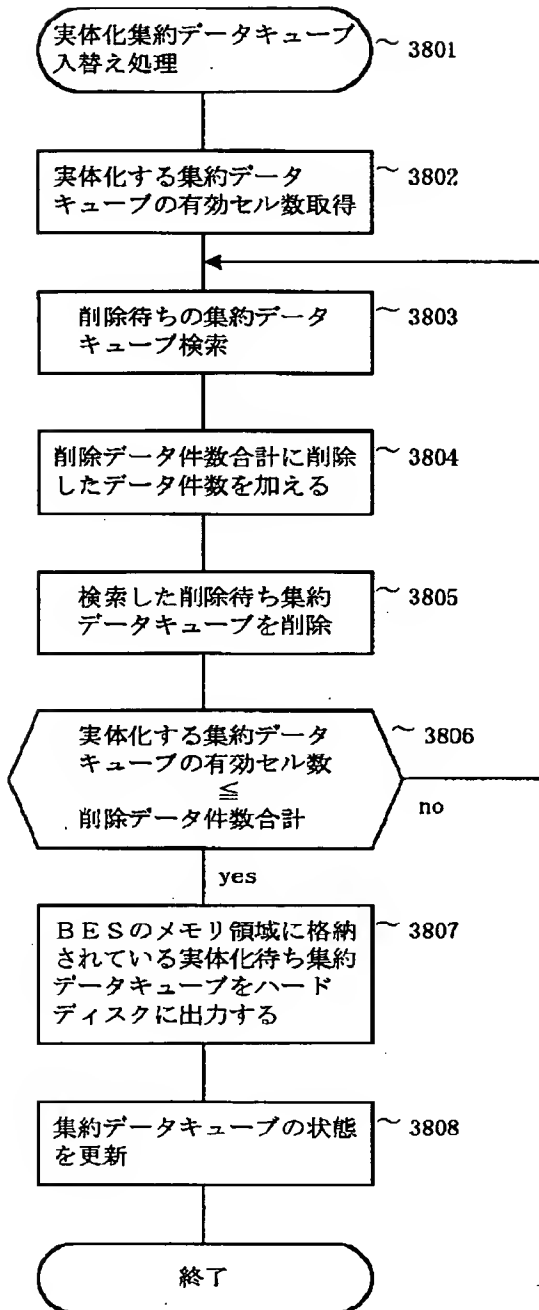
【図 4 5】

図 4 5



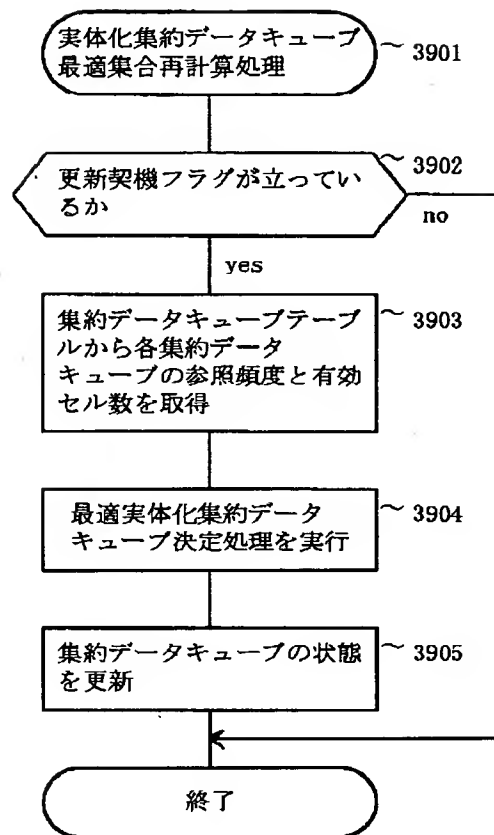
【図38】

図38



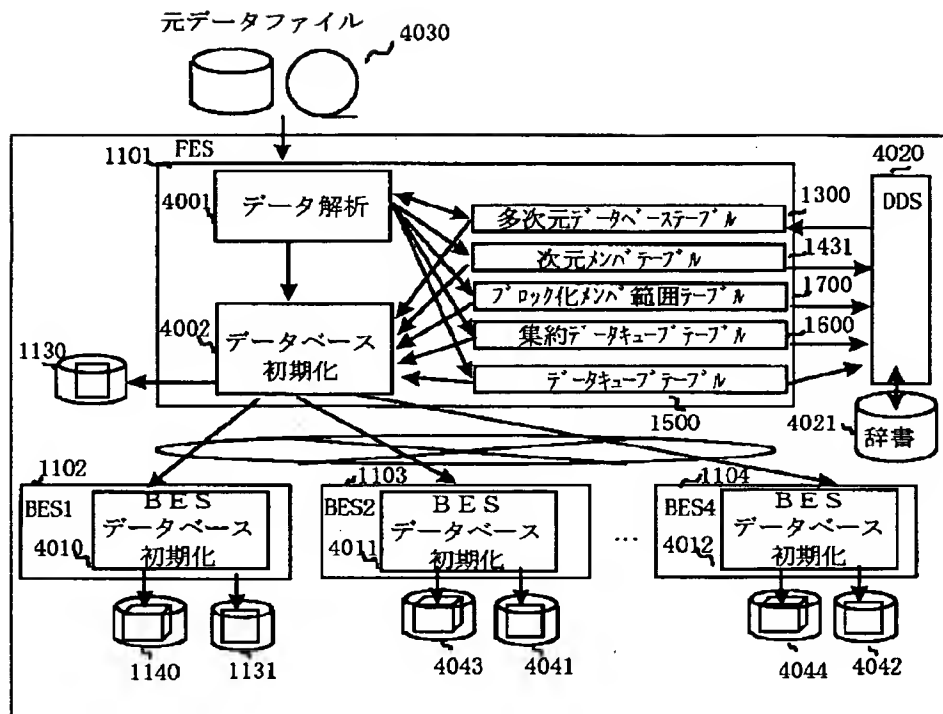
【図39】

図39



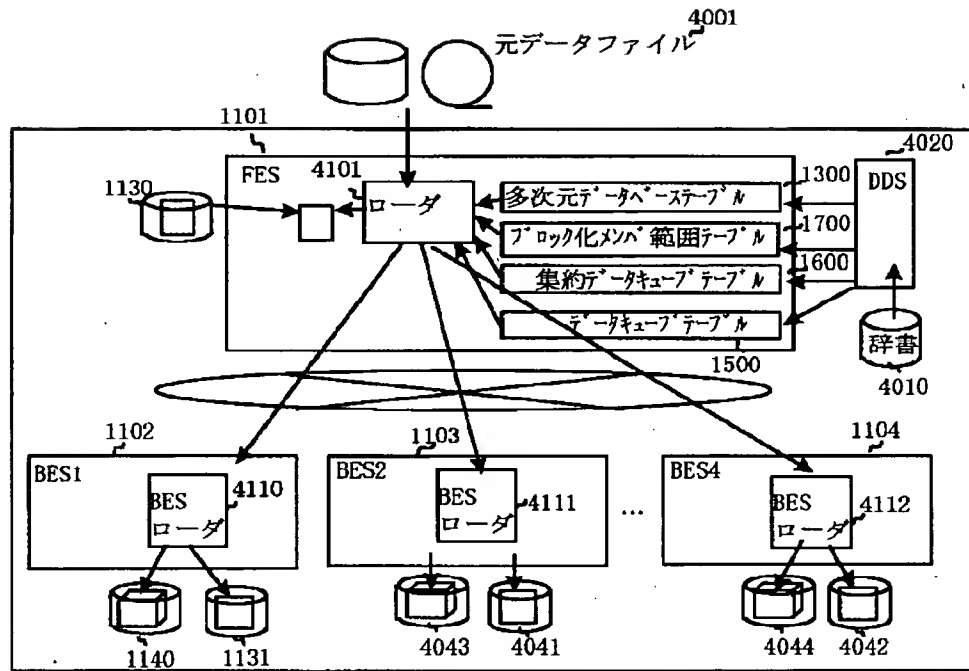
【図 4 0】

図 4 0

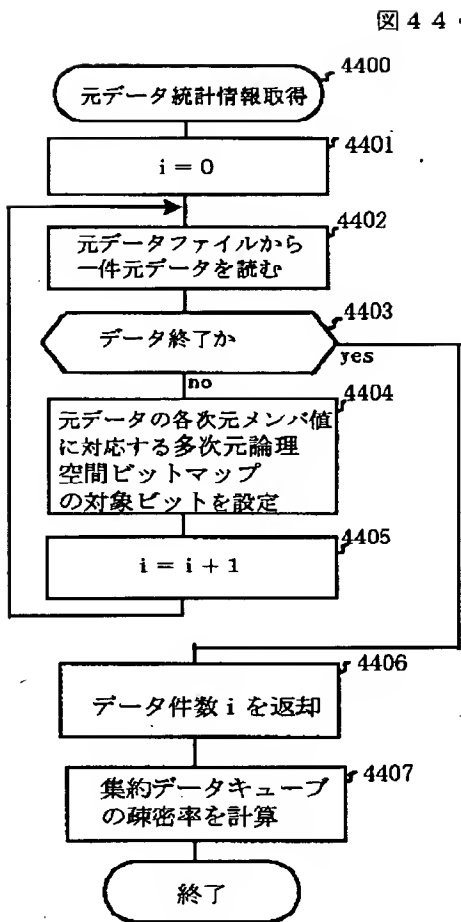


【図41】

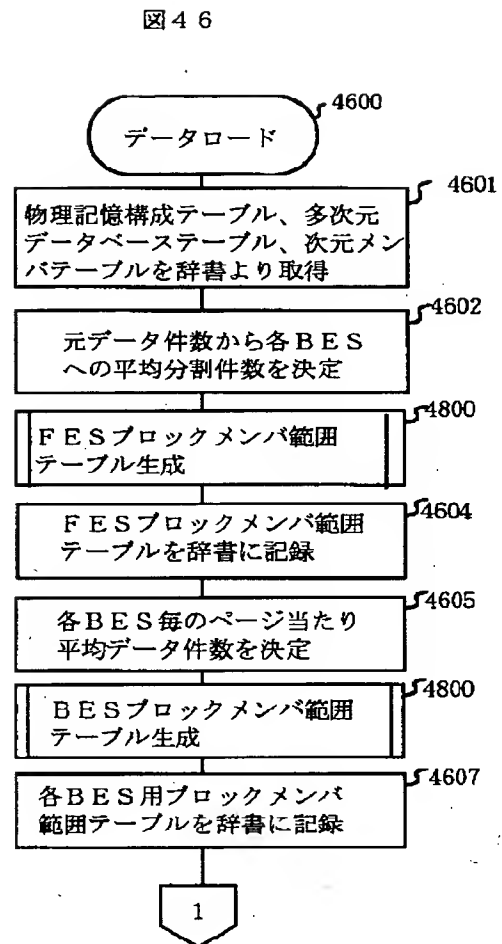
図41



【図44】

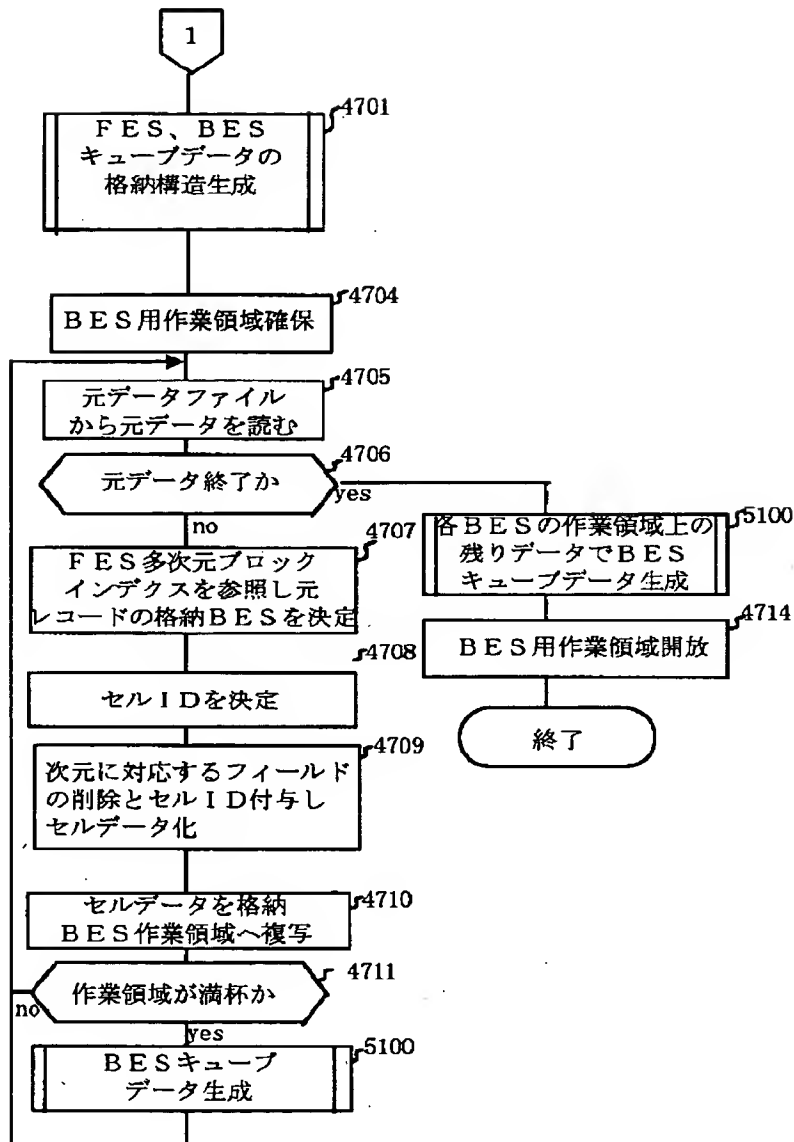


【図46】



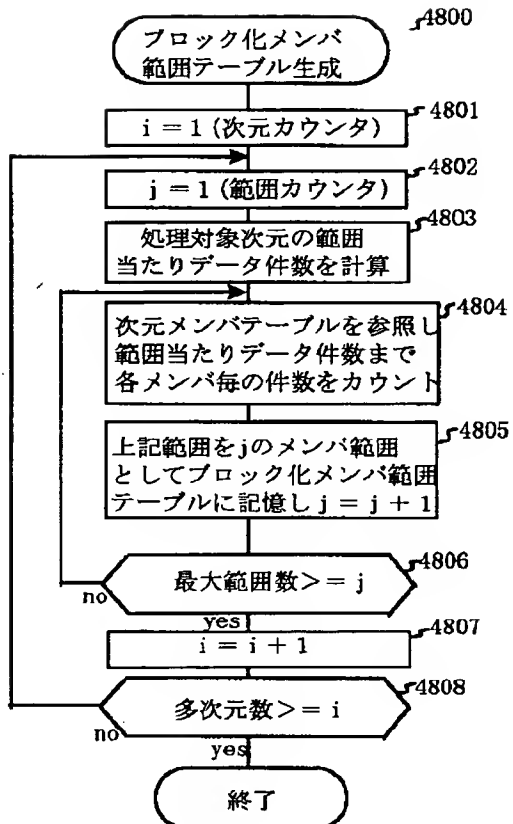
【図 4 7】

図 4 7



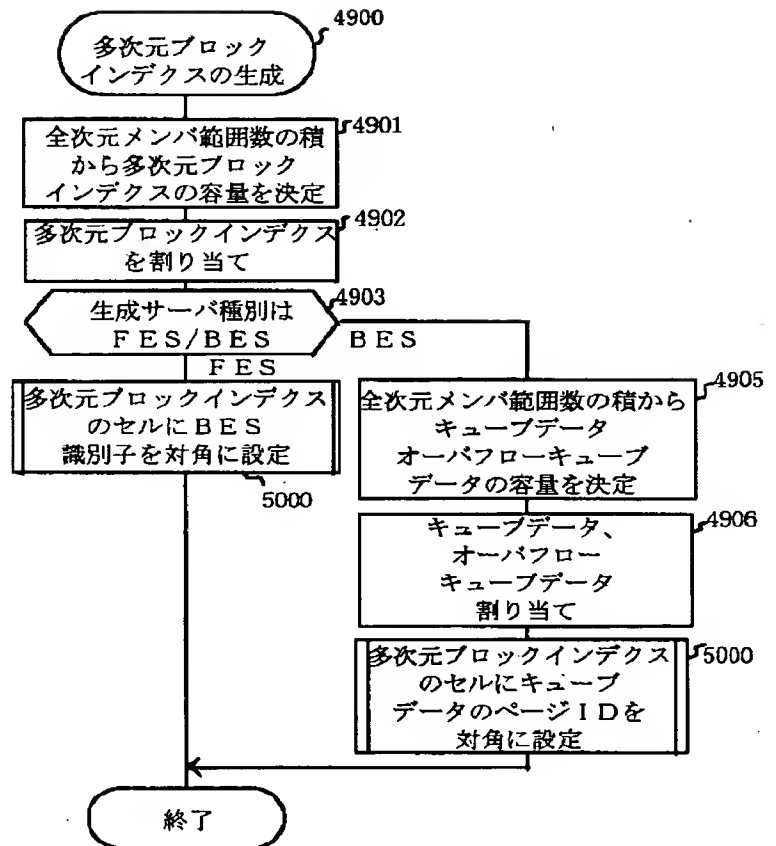
【図 48】

図 48

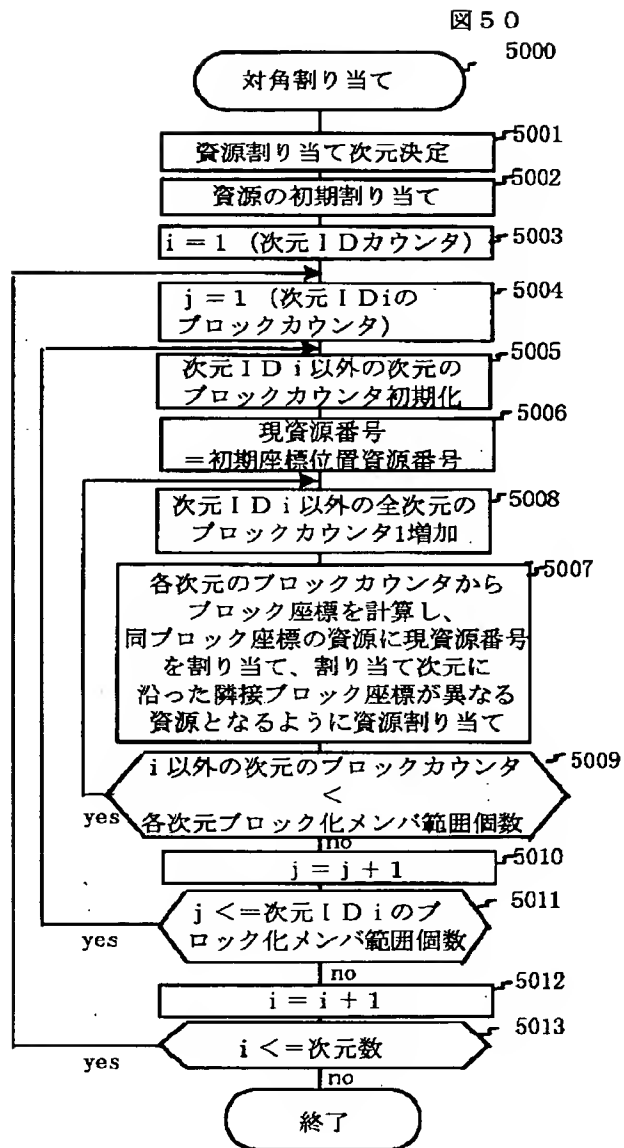


【図 49】

図 49

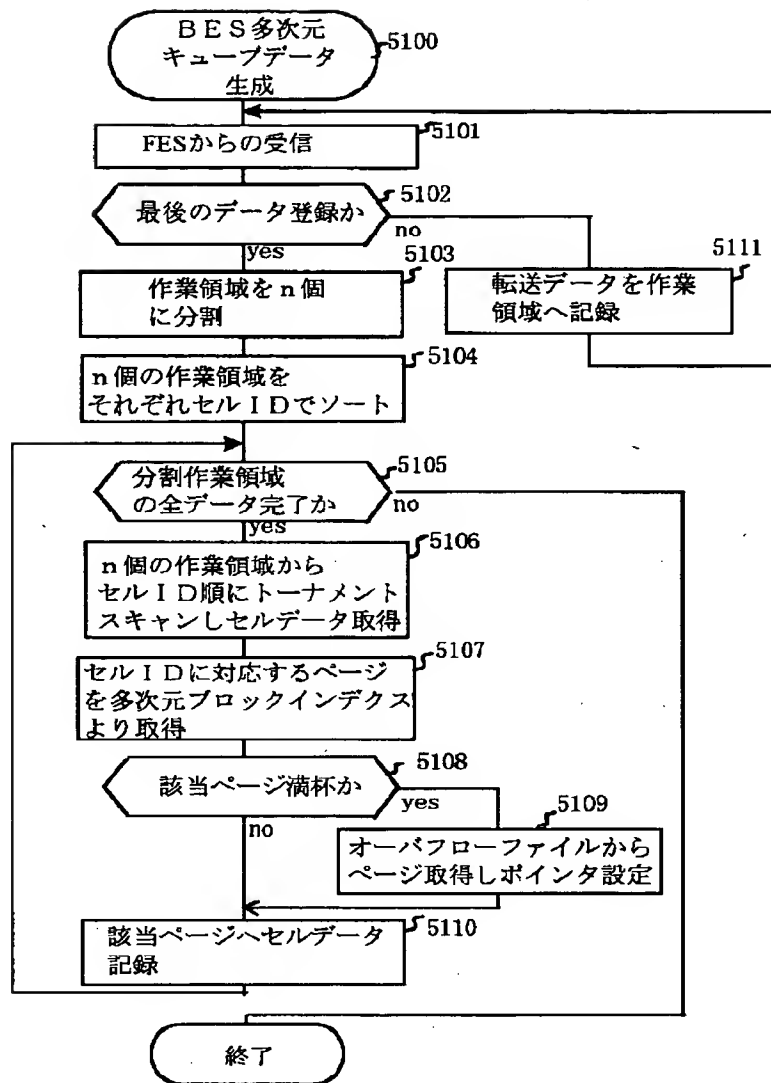


【図 5 0】



【図 5 1】

図 5 1



フロントページの続き

(72)発明者 木村 智子
神奈川県川崎市幸区鹿島田890番地の12
株式会社日立製作所情報・通信開発本部内

(72)発明者 増石 哲也
神奈川県川崎市幸区鹿島田890番地の12
株式会社日立製作所情報・通信開発本部内
(72)発明者 米田 茂
神奈川県川崎市幸区鹿島田890番地の12
株式会社日立製作所情報・通信開発本部内